

10/532372

PCT/JP03/13443

日本国特許庁
JAPAN PATENT OFFICE

24.12.03

別紙添付の書類に記載されている事項は下記の出願書類に記載されている事項と同一であることを証明する。

This is to certify that the annexed is a true copy of the following application as filed with this Office.

出願年月日
Date of Application: 2002年10月21日

出願番号
Application Number: 特願2002-306296
[ST. 10/C]: [JP2002-306296]

REC'D 19 FEB 2004

WIPO

PCT

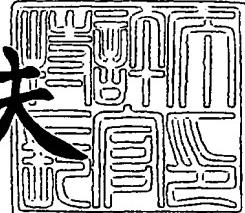
出願人
Applicant(s): アネックスシステムズ株式会社
玉津 雅晴

PRIORITY DOCUMENT
SUBMITTED OR TRANSMITTED IN
COMPLIANCE WITH
RULE 17.1(a) OR (b)

2004年 2月 5日

特許庁長官
Commissioner,
Japan Patent Office

今井康夫



BEST AVAILABLE COPY

【書類名】 特許願
【整理番号】 021-035
【あて先】 特許庁長官殿
【国際特許分類】 G06F 12/00
G02F 17/30
【発明の名称】 データおよびデータベースのアクセラレーター・システム
【請求項の数】 2
【発明者】
【住所又は居所】 東京都多摩市馬引沢2丁目14番14号 サンセットビルズ2
【氏名】 玉津雅晴
【特許出願人】
【識別番号】 593050596
【氏名又は名称】 アネックスシステムズ株式会社
【特許出願人】
【識別番号】 592159324
【氏名又は名称】 玉津雅晴
【代理人】
【識別番号】 100082418
【弁理士】
【氏名又は名称】 山口朔生
【選任した代理人】
【識別番号】 100099450
【弁理士】
【氏名又は名称】 河西祐一

【選任した代理人】

【識別番号】 100114867

【弁理士】

【氏名又は名称】 横山正治

【手数料の表示】

【予納台帳番号】 033569

【納付金額】 21,000円

【提出物件の目録】

【物件名】 明細書 1

【物件名】 図面 1

【物件名】 要約書 1

【ブルーフの要否】 要

【書類名】 明細書

【発明の名称】 データおよびデータベースのアクセラレーター・システム

【特許請求の範囲】

【請求項1】 一つのユニークな主キーとゼロ個または1個以上のノン・ユニークな代替キーを持つレコードを順次格納するブロックと、前記ブロックの位置管理を、当該ブロックとランダム・アクセス・メモリ上のアドレスとを対応させたロケーション・テーブルを用いて行い、前記ランダム・アクセス・メモリに格納されているデータ及びデータベースを管理するコンピューターによるシステムであって、

前記、プライマリー・システムに対して、ロケーション・テーブルを保有し、ブロックを保有しないアクセラレーター・システムを1つ以上使用し、

前記プライマリー・システムのロケーション・テーブルに変更がなされたときは、その変更をアクセラレーター・システムに通信する手段を有し、

前記、変更をアクセラレーター・システムのロケーション・テーブルに同期させて更新させる手段を有する、

ことを特徴とする、アクセラレーター・システム。

【請求項2】 一つのユニークな主キーとゼロ個または1個以上のノン・ユニークな代替キーを持つレコードを順次格納するブロックと、前記ブロックの位置管理を、当該ブロックとランダム・アクセス・メモリ上のアドレスとを対応させたロケーション・テーブルを用いて行い、前記ランダム・アクセス・メモリに格納されているデータ及びデータベースを管理するコンピューターによるシステムであって、

代替キーによる検索・更新を可能とするため、代替キーと当該代替キー値のレコードが格納されているブロック番号と当該レコードの主キーとからなるエントリーを代替キーの順番に並べて複数格納可能とともに、予め同一の大きさで必要数を連続して確保できる代替キー・ブロックを使用し、代替キー・テーブルのエントリーは代替キー・ブロック中に代替キーの順番で並ぶように格納されており、同一の代替キーを持つ代替キー・テーブルのエントリーは同一の代替キー・ブロックに格納されており、同一の代替キーを持つエントリーの数が多いか

もしくは代替キーの挿入により、代替キー・ブロックに格納できないときに、代替キー・オーバーフロー・ブロックを代替キー・ブロックに追加してエントリーを格納し、その代替キー・ブロックとランダム・アクセス・メモリ上のアドレスとを対応させた代替キー・ロケーション・テーブルを用いて行い、前記ランダム・アクセス・メモリに格納されているデータ及びデータベースを管理するコンピューターによるシステムであって

前記プライマリー・システムに対して、代替キー・ロケーション・テーブルを保有し、代替キー・ブロックを保有しないアクセラレーター・システムを1つ以上使用し、

前記プライマリー・システムの代替キー・ロケーション・テーブルに変更がなされたときは、その変更をアクセラレーター・システムに通信する手段を有し、

前記、変更をアクセラレーター・システムの代替キー・ロケーション・テーブルに同期させて更新させる手段を有する、

ことを特徴とする、アクセラレーター・システム。

【発明の詳細な説明】

【0001】

【発明の属する技術分野】

本発明はコンピューターにおけるデータ格納・検索方式及びシステムに係り、特にデータ格納および検索に対して、大きなスケーラビリティ（処理能力の拡張性）を与えることを目的とするものである。スケーラビリティとは、処理能力の拡張性のことである。単一のデータベース・システムが、ある一定の性能を有している場合に、その性能に対して、数倍から数千倍以上の処理能力を提供するもので、データベース・システムの性能向上に関するものである。

【0002】

【従来の技術】

従来のコンピューターによるデータベース格納検索方式は、「Jeffrey D.Ullman著、国井他1名訳、”データベース・システムの原理”，第1版、日本コンピューター協会、1985年5月25日、p 45-71」、「Samuel Leffler他著／

中村明他訳，“UNIX 4.3BSDの設計と実装”，丸善株式会社，1991年6月30日，p193-191」及び「Michael J.Folk他著／楠本博之訳，“bit別冊 ファイル構造”，共立出版 株式会社，1997年6月5日，p169-191」に記載されているように、基本的には階層型のインデックスを使用するものであった。

【0003】

このような従来のデータベース格納検索方式によれば、

- (1) インデックスの創生や維持に負荷がかかること、
- (2) 最終的に使用されると想定される最大のブロックを予め生成しておかなければならぬこと、
- (3) インデックスが階層構造をとっているため、データの挿入や削除によってインデックスの更新が行われる場合に、上位インデックスまで変更される場合が発生するために排他範囲が広くなり、デッドロックを引き起こしやすいこと、などの不都合があった。

【0004】

このような従来のデータベース格納検索方式の不都合を解消するため、本発明者は、従来の階層型インデックスに代えてロケーション・テーブルと代替キー・テーブルという概念を導入し、インデックスの処理に伴う複雑な処理を簡素化し、テーブル自体の検索をバイナリー・サーチなどの手法を用いることにより、高速化と、メンテナンスの容易性を確保できるようにした「データ格納検索方式」を提案した（日本国特許第3345628、米国特許第6415375号参照）。

【0005】

ここで、本発明者が提案したデータ格納検索方式の内容について簡単に説明しておくことにする。本発明のデータ格納検索方式は、ロケーション・テーブルと代替キー・テーブルを使用し、それらに対して、バイナリー・サーチを行うことにより、目的のレコードを検索するものである。レコードはブロックと言う固定長の格納領域に格納する。レコードは、当初はプライマリー・ブロックに格納するが、そのプライマリー・ブロックが満杯になった後、そのプライマリー・ブロ

ックに対して、挿入レコードが発生するとレコードを格納できなくなるため、当該プライマリー・ロックに対して、オーバーフロー・ロックを作成し連結し、一部のレコードをオーバーフロー・ロックに移動した後、プライマリー・ロックにレコードの格納を行う。そのオーバーフロー・ロックが満杯になった後で、更にレコードの挿入が発生すると、そのオーバーフロー・ロックに対して、オーバーフロー・ロックを作成して連結する。

【0006】

ここで、連結とは、物理的に連結されていることを意味するのではなく、プライマリー・ロックが一番目のオーバーフロー・ロックのアドレスを保持し、1番目のオーバーフロー・ロックが2番目のオーバーフロー・ロックのアドレスを保持している状態が、あたかも物理的にロックが繋がれているように扱えることから、そのような表現を使用している（以下、同様である）。

【0007】

ロケーション・テーブルは予め連続領域に必要な大きさを確保しておき、プライマリー・ロックの管理を行う。オーバーフロー・ロックは、上記のようにプライマリー・ロックに連結されている。

【0008】

代替キーによる検索を可能するために、代替キー・テーブルを作成する。代替キー・テーブルは、固定長の代替キー・ロックを連続領域に確保し、そのロック中に、代替キー・エントリーを代替キー値の順番に格納する。代替キー・ロックが満杯になって代替キー・エントリーが格納できなくなったら、代替キー・オーバーフロー・ロックを連結する。バイナリー・サーチは代替キー・ロックに対して行う。代替キー・テーブルは代替キーの種類に応じて何種類でも作成できる。

【0009】

更に、特願2002-264283号「データ及びデータベースの無停止再編成システム並びにデータ及びデータベース」では、代替キー・ロックに対して、代替キー・ロケーション・テーブルを付加し、再編成を容易にする発明を行っている。

【0010】

このように本発明者の提案した「データ格納検索方式」では、オーバーフロー・ブロックは無制限に連結できるので、レコードが格納できなくなる状態は発生しないという利点がある。

【0011】

以上のような特徴を持つ「データ格納検索方式」では、ハードウェアの性能を最大限に引き出し、大幅な高速化を実現することが可能であるが、一方で、その性能の上限になると、それ以上の処理性能を提供することができない、つまり、スケーラビリティが無い方式であった。これは、従来の他の方法も本質的には同様である。但し、従来の方法はハードディスクの使用を前提に考えられているため、これを、半導体などの高速メモリー上に乗せることにより、ハードディスク上で実現しているスピードに対して、高速化を図ることが可能であったが、高速メモリーの性能限界が上限になるものであり、本質的なスケーラビリティを提供するものではなかった。

【0012】

従来の技術でスケーラビリティを向上させる技術とされるものに、ロード・バランサーが上げられる。これは、サーバーを複数用意して、それが見かけ上一台のサーバーであるかのようにするものである。外部からの処理要求が過大な場合、まず、ロード・バランサーに処理要求を入れ、ロード・バランサーが処理要求を複数のサーバーの何れかに割り当てることにより、一台当たりの処理負荷を低減させ、それによりスケーラビリティの向上を図ろうとするものである。しかしながら、この方式には致命的な欠陥があった。それは、複数のサーバーが処理できるのは、処理のロジック部分のみであり、データベースは一つであり、各サーバーから同一のデータベースをアクセスするため、データベースの性能が処理性能を規定してしまうということであった。つまり、処理要求が増加して、サーバーを増加させても、データベースの性能が上限となってしまうということである。

【0013】

「データ格納検索方式」においてスケーラビリティを確保する方法の一つとして、国内優先「特願2001-094678 データバックアップ・リカバリ

方式」で、実際のデータ更新・参照用のプライマリー・システムに対して、そのバックアップ・コピーであるセカンダリー・システムを設け、本来的な目的としてはバックアップ・リカバリー用のシステムとして利用する他に、セカンダリー・システムを参照用のシステムとして使用することにより、一定のスケーラビリティが確保できることが考案されている。

【0014】

この方法では、更新トランザクション量が、参照トランザクション量に比較して、一般的に1対10程度であることから、セカンダリー・システムを参照用に使用することにより、プライマリー・システムの負荷を軽減することが可能であるとするものである。しかしながら、セカンダリー・システムを更新用には使用できないことから、スケーラビリティの確保としては限界が低いものであった。また、この方法では、セカンダリー・システムは、プライマリー・システムと同等の構成が必要であり、ロケーション・テーブル、データ格納用ファイル（プロックの集合）、代替キー・テーブル（ゼロ、または、1つ、または、複数）をセットとして用意するものであったため、バックアップの目的以外にスケーラビリティ確保の目的として、セカンダリー・システムを複数用意することは、費用的に負担が大きくなるものであった。

【0015】

「データ格納検索方式」以外の従来の方法では、上記以外に、データを保持するサーバーのミラー化によって性能向上を図ることが一般的に行われているが、ミラーとなるデータベースは、元のデータベースと同じ容量が必要であるため、大きな格納容量を必要とするものである上に、ミラー・データベースは基本的に参照用にしか使用できず、更新は制限が大きなものであった。主サーバーのデータが変更された場合に、ミラー・サーバーに、その更新内容を反映することが、一定時間遅れてしか実現できないという制限である。これは、ミラー・サーバーでデータの更新を行うと、主サーバーでの更新との時間差（タイムラグ）のため、更新結果が無効になってしまう危険性があるということであり、通常のデータ処理では採用できない方法であった。このように、ミラー・サーバーを使用した性能向上は、通常のリアル・タイム・データ処理では使用できないものであった。

【0016】

このように、データベースに対するスケーラビリティの確保は重要な課題であるが、十分な解決方法が存在してこなかったのが実情である。これは、従来の方法では、データそのものを複写する必要があるのに加え、インデックス構造が複雑なために、インデックスが更新された場合の複写が面倒であった、ということに起因している。

【0017】

また、本発明に関連する既存の発明として、国内優先「特願2001-094678 データバックアップ・リカバリー方式」と、先に挙げた「特願2002-264283号 データ及びデータベースの無停止自動再編成システム、並びに、データ及びデータベース」が挙げられる。

【0018】

【発明が解決しようとする課題】

スケーラビリティは、データ格納・検索方式（本明細書では、データベースまたはデータベース・システムと呼ぶこともある）を実際に使用する際には、重要な問題となる。システムを構築する際に、トランザクション（処理要求）量が比較的一定している場合には大きな問題とはならないが、トランザクション量が増大していく場合には、システム性能の拡張性が問題となる。それは、データベースに要求される性能が限界に達してしまうと、それ以上の処理が出来ないばかりか、トランザクションが溜まる一方になってしまふため、業務が停止してしまうからである。処理能力の限界が現用業務量に対して遙かに高い場合は問題ないが、それが接近している（通常は2から3倍以内）場合には、業務の拡大に伴って現用業務が停止する危険性があるため、採用を躊躇うことに繋がってしまう。処理量が増加しても、それに追随してスケーラビリティが確保できるデータベースは、情報処理において重要な要求であった。

【0019】

【課題を解決する為の手段】

「データ検索格納方式」を用いてデータベース・システムを構築し、主キー（

異なるレコードのキー値が重複しないユニークなキーで、レコードに一つ存在するもの)での検索の場合を考えてみる。主キーの検索は、ロケーション・テーブルに対してバイナリー・サーチを用いて行うが、この場合のアクセス回数は、以下のようになる。

【0020】

仮に、データ件数が、10億件ある場合で、ブロックに平均して20レコード格納できるとすると、ブロックの数は5000万となる。オーバーフロー・ブロックが発生していない場合、5000万ブロックに対してバイナリー・サーチを行って対象となるブロックを検索することになるが、バイナリー・サーチの回数は、底を2とする \log の値となる。この場合は、25.6となり、切り上げて26回が解となる。

【0021】

一方、ブロック内におけるレコードの検索は、特殊な方法を使わずに、先頭からレコードを読んでいった場合で、期待値は10回となる。
つまり、一つのブロックを検出するために、ロケーション・テーブルを26回検索する必要があることを示している。言い換えれば、ロケーション・テーブルに対するアクセスの負荷が、ブロックに対する負荷よりも高いことを示している。

【0022】

このことは、代替キー(異なるレコードのキー値が重複してもかまわないノン・ユニークなキーで、レコード中に複数種類が存在しても良い)を用いた検索でも同様である。代替キーを用いた検索は、代替キー・テーブルに対してバイナリー・サーチを行うことによって行う。代替キー・テーブルの一つのブロックが平均的に50のエントリーを保持しているとする。代替キー・テーブルのブロック数は2000万ブロックとなる。2000万ブロックに対する、バイナリー・サーチの回数は、24.3となり、切り上げて25回となる。

代替キー・ブロック内の代替キー・エントリーは固定長とすることができますので、代替キー・エントリーをバイナリー・サーチを用いて検索する場合は、6回となる。

【0023】

つまり、ロケーション・テーブルと同程度の負荷が代替キー・テーブルに存在することになり、代替キー・テーブルに対する負荷が、代替キー・ロックに対する負荷を大きく上回ることになる。

【0024】

また、同一のロックをアクセスする確率は、かなり低いものである。何故ならば、トランザクションの平均時間が100分の1秒として、1秒あたりのトランザクション処理数が1万件だとし、トランザクションあたりのデータ更新件数が50件とすると、以下のようになる。

【0025】

あるトランザクションが実行中に、他のトランザクションが実行されるのは、平均的に100トランザクションとなる。となると、その時点で同時に更新が行われるレコードは、 $100 \times 50 = 5000$ となる。

【0026】

一方、ロックの総数は5000万ロックであるから、ロック排他を前提とした場合でも、同一のロックに格納されているレコードが同時に使用される確率は、非常に低いものとなる。

【0027】

このことは、ロケーション・テーブルや代替キー・テーブルを複数用意し、最新のエントリーをコピーして、キー検索の可能パス数を増加し、更に、各パスに対してCPUを割り当てるにより、処理データ量を増加することができるこことを示している。

【0028】

ここで、データベースを保持して検索・更新を行うサーバーをプライマリー・システムと呼ぶことにする。図1はプライマリー・システムの一例である。データを格納するロックと、ロックを管理するロケーション・テーブルの組、代替キー・エントリーを格納する代替キー・ロックと、代替キー・ロックを管理する代替キー・ロケーション・テーブルの組（代替キー・テーブル）とからなる。代替キー・テーブルは、代替キーの種類毎に作成する。代替キーの種類とは、社員マスターにおける、所属や生年月日、入社年月日などである。

【0029】

図1では、代替キーの種類が3種類の場合を表している。ここでは、本発明者が発明した「データ格納検索方式」で提案した、代替キー・テーブルに代えて、特願2002-264283号「データ及びデータベースの無停止自動再編成システム、並びに、データ及びデータベース」で発明した、代替キー・テーブルに代替キー・ロケーション・テーブルを使用する方式を採用している。

【0030】

図2は、プライマリー・システムとアクセラレーター・システムの例である。アクセラレーター・システムとは、プライマリー・システムの機能の内、ロケーション・テーブルと代替キー・ロケーション・テーブルを保持して、これらのテーブルをプライマリー・システムと同期させる機能と、これらのテーブルを用いてレコードが格納されているロックを検索する機能を保持している。

【0031】

図1のプライマリー・システムで、代替キー・テーブルに対して代替キー・ロケーション・テーブルを保持する理由は、代替キー・ロケーション・テーブルを使用しない場合には、代替キー・ロックの変更を、プライマリー・システムからアクセラレーター・システムに送信する必要があるのに比べて、代替キー・ロケーション・テーブルを使用した場合には、代替キー・ロックが変更になっても、代替キー・ロケーション・テーブルに変更が無ければ、プライマリー・システムからアクセラレーター・システムに変更を送信する必要が無く、代替キー・ロケーション・テーブルの変更は少ないので、プライマリー・システムからアクセラレーター・システムに対する、データ送信量を少なくすることが可能であるからである。

【0032】

プライマリー・システムで、データの追加・更新・削除などにより、ロック内のデータが書き換えられ、それに伴ってロケーション・テーブルが変更された場合には、プライマリー・システムからアクセラレーター・システムに対して、ロケーション・テーブルの変更箇所（エントリーの番号）と変更内容を送信して、アクセラレーター・システムの当該エントリーの更新を行う。

【0033】

同様に、プライマリー・システムで、データの追加・更新・削除などにより、ブロック内のデータが書き換えられ、それに伴って代替キーが変更された場合、代替キー・ブロック内のエントリーの書き換えが行われるが、それに伴って代替キー・ロケーション・テーブルの更新が行われた場合には、プライマリー・システムからアクセラレーター・システムに対して、代替キー・ロケーション・テーブルの変更箇所（エントリーの番号）と変更内容を送信して、アクセラレーター・システムの当該エントリーの更新を行う。

このようにして、アクセラレーター・システムでは、最新のロケーション・テーブル及び代替キー・ロケーション・テーブルを保持する。

【0034】

図3及び図4は、本発明を実際の情報処理に適用する場合の、処理サーバー（アプリケーション・サーバー）とデータベース・サーバーの関係を示したものである。図3では、ロード・バランサーを用いて、外部からの処理要求をアプリケーション・サーバーに振り分けている場合である。図4は、処理要求振り分けシステムを作成してアプリケーション・サーバーとデータベース・サーバーを接続する場合である。

【0035】

図3の場合、外部からの処理要求は、ロード・バランサーによって、アプリケーション・サーバーに割り当てられる。従来の方法では、各アプリケーション・サーバーの右側には、データベース・サーバーが一つ接続されることになるが、本発明の場合には、各アプリケーション・サーバーに対して、プライマリー・システムかアクセラレーター・システムが接続されることになる。

【0036】

処理サーバー0に対する処理要求に基づいてデータの検索を行う場合には、プライマリー・システムに対して要求を出す。プライマリー・システムでは、その要求が主キーである場合にはロケーション・テーブルを使用して目的のレコードを検索する。代替キーである場合には、代替キー・ロケーション・テーブルを使用して代替キー・エントリーを検索し、その代替キー・エントリーに基づいてロ

ケーション・テーブルを検索して、目的のレコードを検索する。

【0037】

処理サーバー1に対する処理要求に基づいてデータの検索を行う場合には、アクセラレーター・システム1に対して要求を出す。アクセラレーター・システムでは、その要求が主キーである場合にはアクセラレーター・システム1のロケーション・テーブルを使用して目的のロケーション・テーブル・エントリーを探し出す。ロケーション・テーブル・エントリーには、対象ロックのアドレスが記述してあるが、アクセラレーター・システム1にはロックが無い。これは、プライマリー・システムのロック及びロック内のレコードを参照する。

【0038】

検索が代替キーである場合には、アクセラレーター・システム1の代替キー・ロケーション・テーブルを使用して代替キー・エントリーを検索し、その代替キー・エントリーに基づいてアクセラレーター・システム1のロケーション・テーブルを検索して、目的のロケーション・テーブル・エントリーを検索する。その次には、プライマリー・システムのロック及びロック内のレコードを参照する。

以上が、アクセラレーター・システム1の場合に関する説明であるが、アクセラレーター・システム2以下もアクセラレーター・システム1の場合と全く同様である。

【0039】

前記例では、データの検索の場合に関して記述したが、これは、レコードの追加・更新・削除の場合も全く同様である。アクセラレーター・システム1に対するデータ処理要求に基づいてアクセラレーター・システム1内で、該当ロケーション・テーブル・エントリーの検索までを行い、その後、プライマリー・システムのロック及びロック内のレコードの検索を行い、更に更新・追加・削除を行う。

【0040】

以上のようにアクセラレーター・システムを設けて、ロケーション・テーブルと代替キー・ロケーション・テーブルの複製を用意することにより、データベー

スに対する負荷を分散することが可能となる。また、アクセラレーター・システムは、ロック及び代替キー・ロックを保持しないため、データ格納容量としては、プライマリー・システムに比較して、数十分の1から数百分の1で済み、システムを拡張する場合に必要な費用が非常に少なくて済むことになる。

【0041】

【実施例】

本発明は、（日本国特許第3345628号、米国特許第6415375号参照）「データ格納検索方式」の発想を踏まえて、基本部分をそのまま利用しながら、スケーラビリティの確保を図ることを目的としている。

【0042】

本発明では、スケーラビリティを確保する方法として、「データ格納検索方式」で示された、ロケーション・テーブルを複数用意し、更に「特願2002-264283号データ及びデータベースの無停止自動再編成システム、並びに、データ及びデータベース」で示された代替キー・ロケーション・テーブルを複数用意するというものである。

【0043】

従来の方法のスケーラビリティを確保する方法の一つとして、国内優先「特願2001-094678 データバックアップ・リカバリー方式」で、実際のデータ更新・参照用のプライマリー・システムに対して、そのバックアップ・コピーであるセカンダリー・システムを設け、本来的な目的としてはバックアップ・リカバリー用のシステムとして利用する他に、セカンダリー・システムを参照用のシステムとして使用することにより、一定のスケーラビリティが確保できることが考案されている。しかしながら、参照用としての利用に限定されていた。

【0044】

以下に、「データ格納検索方式」に関して説明を行う。「データ格納検索方式」の特徴の第1は、ロケーション・テーブルという、レコードを格納するためのブロック（プライマリー・ブロック及びオーバーフロー・ブロック）を、ロケーション・テーブルというフラットな（階層構造を持たない）テーブルを用いて管理している点である。ブロック間では、あるブロックより前にあるブロックに格

納されているレコードの主キー値は、あるブロックに格納されているレコードの主キー値より小さい。ブロックには、レコードをそのレコードの主キーの順番に格納するようとする。これは、プライマリー・ブロック内でも、プライマリー・ブロックに連結されているオーバーフロー・ブロック内でも、また、その相互間でも同様である。このようにすることで、ブロック内のレコードを検索する際の効率が向上する。

【0045】

「主キー」とは、一つの種類のデータ上でユニークなキーであり、レコードに一つ必要となるものである。例えば、従業員マスターにおける、従業員コード、取引先マスターにおける取引先コードなどである。

【0046】

「代替キー」とは、データ上でノン・ユニークなキーであり、レコード中に複数種類の代替キーが存在してもよい。例えば、従業員マスターにおける、従業員氏名や所属、入社年月日などである。

【0047】

ブロック内にレコードの挿入がある場合、そのブロックに格納できなくなった場合には、そのブロックに対して、オーバーフロー・ブロックを追加し、双方を連続して使用することにより、レコードの格納を行う。オーバーフロー・ブロックが一つで足りなくなった場合には、そのオーバーフロー・ブロックに対して更にオーバーフロー・ブロックを連結し、順次オーバーフロー・ブロックを連結することにより、レコード挿入が幾つでも可能としてある。

【0048】

ロケーション・テーブルはプライマリー・ブロックの管理のみを行い、オーバーフロー・ブロックはプライマリー・ブロックの従属として、ロケーション・テーブルでは管理されない。このため、オーバーフロー・ブロックが発生しても、ロケーション・テーブルの構造的な変更は発生しない。

【0049】

上記データ格納検索方式の特徴の第2は、主キーによる検索には、ロケーション・テーブルをバイナリー・サーチして目的のブロックを求めるという方法によ

り、旧来のインデックスを使用せず、インデックス管理を効率化し、検索・格納を高速化した点である。

【0050】

上記データ格納検索方式の特徴の第3は、代替キー用に代替キー・テーブルという、これもフラットなテーブルを採用する。「代替キー」とは、既に説明してあるが、再度繰り返すと、データ上でノン・ユニークなキーであり、レコード中に複数種類の代替キーが存在してもよい。例えば、従業員マスターにおける、従業員氏名や所属、入社年月日などである。

【0051】

代替キーの追加や変更によりキー値のエントリーが増加しても、代替キー・テーブル・ブロックに代替キー・オーバーフロー・ブロックを追加することで、旧来のインデックスにあったような分割をなくし、代替キー用のインデックス管理を効率化したことである。また、代替キー・オーバーフロー・ブロックが一つで不足する場合には、その代替キー・オーバーフロー・ブロックに対して、更に、代替キー・オーバーフロー・ブロックを連結することにより、代替キー・エントリーの挿入に関する制限を無くしている。

【0052】

上記データ格納検索方式の特徴の第4は、代替キーによる検索について、代替キー・テーブルをバイナリー・サーチにより検索することにより高速化したものである。

【0053】

更に、上記データ格納検索方式の特徴の第5は、代替キー・テーブルに対するキー値の追加変更が多く行われると、代替キー・オーバーフロー・ブロックが増加するため、検索効率が低下する可能性があるが、プレ代替キー・テーブルを使用することにより、検索効率が低下しないような工夫がされている。

【0054】

更に「特願2002-264283号データ及びデータベースの無停止自動再編成システム、並びに、データ及びデータベース」では、「データ格納検索方式」で示された、代替キー・テーブルの形式に関して、新たな形式を追加している

。「データ格納検索方式」では、代替キー・ブロックというブロックに代替キー・エントリーを代替キーの順番に格納し、代替キー・ブロックに対してバイナリーサーチを行う、というものであった。一方、「データ及びデータベースの無停止自動再編成システム、並びに、データ及びデータベース」では、代替キー・ブロックに対して、代替キー・ロケーション・テーブルを作成して、代替キー・ブロックの管理を行う、というもので、代替キーの検索も代替キー・ロケーション・テーブルに対して実行する。

【0055】

ここで、ファイル（ブロックの集合）とロケーション・テーブル、代替キー・テーブル（種類ごとに1つの代替キー・ロケーション・テーブルと代替キー・ブロック）の組合せをプライマリー・システムと呼ぶ。また、プライマリー・システム以外のロケーション・テーブル、代替キー・ロケーション・テーブルをアクセラレーター（加速器）またはアクセラレーター・システム（加速システム）と呼ぶことにする。

【0056】

まず、プライマリー・システム1つについて、アクセラレーター・システム1つという構成に関して述べる。

図2はアクセラレーター・システムの構成例である。ロケーション・テーブルL1と代替キー・テーブルA1、B1、C1はプライマリー・システムとアクセラレーター・システムとで、同一の構成・構造である。つまり、プライマリー・システムのロケーション・テーブルL0に対して、アクセラレーター・システムのロケーション・テーブルL1が割り当てられる。同様に、プライマリー・システムの代替キー・テーブルA0に対して、アクセラレーター・システムの代替キー・テーブルA1が割り当てられる。更に同様に、プライマリー・システムの代替キー・テーブルB0に対して、アクセラレーター・システムの代替キー・テーブルB1が割り当てられる。同様に、C0に対してC1が割り当てられる。

ここで、A0とA1、B0とB1、C0とC1は構成・構造が同一である。

【0057】

「データバックアップ・リカバリー方式」では、プライマリー・システムに格

納されているデータに対する変更を、セカンダリー・システムに反映させる方
として、同期密結合方式と非同期疎結合方式を提案してあるが、本発明では、こ
の内同期密結合方式を用いる。

【0058】

[ロケーション・テーブルの更新をアクセラレーター・システムに反映させる方
式]

まず、プライマリー・システム0におけるロケーション・テーブルL0の更新
を、アクセラレーター・システム1に反映させる方式に関して述べる。ロケーシ
ョン・テーブルL0が更新される、ということは、ロケーション・テーブルL0
の或るエントリーの内容が更新される、ということである。この場合、プライマ
リー・システム0のロケーション・テーブルL0のエントリー「n」の内容が更
新された場合、ロケーション・テーブルL0のエントリー番号「n」と更新後の
内容を、アクセラレーター・システム1に送信する。送信は、既述したように同
期密結合方式を用いて行う。また、トランザクションの種類としては、Aログ（
更新後ログ）となる。また、どのファイルに対する更新かを示すために、ロケ
ーション・テーブルL0の識別を付する。この識別も、国内優先「特願2001-
094678 データバックアップ・リカバリー方式」で述べられているもので
ある。

【0059】

更新は、内容の更新のほかに、エントリーの追加がある。エントリーは、「デ
ータ格納検索方式」を使用する際に、最初に、それまでに存在するレコードを格
納したブロックの分に関しては作成しておく。既に作成されているロケーション
・テーブルL0に対して、追加エントリーが作成される場合について記述する。

【0060】

この場合、エントリーの「m」まで使用しており、「m+1」を新たに使用す
る、ということになる。そうすると、エントリー「m+1」の内容に関しては、
更新の場合と全く同一であることになる。つまり、プライマリー・システム0の
ロケーション・テーブルL0のエントリー「m+1」の更新後の内容を、エント
リーの番号と共に、アクセラレーター・システム1に送信する。但し、この場合

、最終ポインターも更新されているので、最終ポインターの内容も、エントリーと同様に、アクセラレーター・システム1に送信する必要がある。

【0061】

次に、予め作成しておいたロケーション・テーブルを総て使用してしまい、全く新たにロケーション・テーブルを作成し、そのロケーション・テーブルに対してエントリーを作成する場合に関して、記述する。

【0062】

この場合は、最初に作成したロケーション・テーブルのエントリーの数がk個だとする。ロケーション・テーブルの追加はエントリー1つ分づつ行うことも可能であるが、効率が良くないため、ある程度まとまったロケーション・テーブルを、連続領域に作成することが好ましい。そこで、「 $k+1$ 」から「 $k+h$ 」まで、h個のエントリーを持つロケーション・テーブルを追加する場合に関して記述する。

【0063】

この場合、まず、連続領域にh個のエントリーフィーの領域を持つロケーション・テーブルを作成する。h個のエントリーの、先頭アドレスと最終アドレスが確定する。その双方のアドレスと、ロケーション・テーブルの追加であることを示す識別を、プライマリー・システム0からアクセラレーター・システム1に送信する。このトランザクションに基づき、アクセラレーター・システム1では、ロケーション・テーブルL1の追加作成を行う。次に、プライマリー・システム0のロケーション・テーブルL0の「 $k+1$ 」のエントリーが更新されることになる。何故ならば、k番目のエントリーに格納できなくなり、追加ロケーション・テーブルを作成したからである。

【0064】

そこで、「 $k+1$ 」のAログをプライマリー・システム0からアクセラレーター・システム1へ送信する。このAログの送信と、Aログに基づくアクセラレーター・システム1の更新は、通常の更新と同様である。

この送信は同期密結合方式であるので、アクセラレーター・システム1で更新が完了するまで、プライマリー・システムでは排他解除を行わず、新たなトラン

ザクション処理で、同一のブロックなどに対する排他が発生した場合には、排他待ちになる。

【0065】

レコードの挿入に伴い、プライマリー・ブロックにオーバーフロー・ブロックを追加する場合は、次の様になる。

【0066】

ロケーション・テーブルL0に、当該ブロックに格納されているレコードの主キー値の最大値、最小の両方または何れか一方を保持しない場合は全く問題ない。ロケーション・テーブルL0のエントリーに変更が発生しないため、プライマリー・システム0からアクセラレーター・システム1へ情報を送信する必要はない。

ロケーション・テーブルL0に主キー値の最小値、最大値の両方、若しくは、何れか一方を保持している場合で、最小値または最大値が変更されなければ、同様に、プライマリー・システム0からアクセラレーター・システム1へ情報を送信する必要はない。

【0067】

ロケーション・テーブルL0に主キー値の最小値、最大値の両方、若しくは、何れか一方を保持している場合で、最小値または最大値の何れかが変更された場合には、エントリー情報の変更になるので、プライマリー・システム0のロケーション・テーブルL0の当該エントリーの更新後の内容を、エントリーの番号と共に、アクセラレーター・システム1に送信する。

【0068】

[代替キー・テーブル・エントリーの更新をアクセラレーター・システムに反映する方式]

次に、代替キー・テーブルの更新について述べる。代替キー・テーブルは、代替キー・ロケーション・テーブルと代替キー・プライマリー・ブロックと代替キー・オーバーフロー・ブロックとで構成されている。代替キー・オーバーフロー・ブロックは、代替キー・プライマリー・ブロックに従属するものとして位置付けられ、代替キー・ロケーション・テーブルで管理されているのは、代替キー・

プライマリー・ロックのみである。

【0069】

ここで、代替キー・エントリーの追加があった場合に関して、まず述べる。代替キー・プライマリー・ロックには図5で示すようなエントリーが格納されている。この代替キー・プライマリー・ロックに対して、エントリー「y」がエントリー「x」の直後に追加される場合は、代替キー・プライマリー・ロックの内容は更新されるが、当該代替キー・プライマリー・ロックの最大値、最小値の変更は無いし、代替キー・オーバーフロー・ロックの追加も発生しないので、代替キー・ロケーション・テーブルの更新は発生しない。よって、プライマリー・システム0から、アクセラレーター・システム1に対する、更新情報の送信は無い。

【0070】

次に、代替キー・プライマリー・ロックのみの状態から、エントリーの挿入により、代替キー・オーバーフロー・ロックが作成される場合について述べる。図6を用いて説明する。この場合、プライマリー・システムにおいて、目的の代替キー・プライマリー・ロック「p」に代替キー・エントリー「y」を格納しようとしたが、代替キー・プライマリー・ロック「p」に十分な空きスペースが無く格納できない状態となる。プライマリー・システムでは、代替キー・オーバーフロー・ロックの追加を行う必要がある。これは、まず、データ格納エリアで代替キー・オーバーフロー・ロックを作成するスペースを探し、領域の確保を行う。代替キー・オーバーフロー・ロックの大きさは、代替キーの種類毎に一定の大きさである。

【0071】

その後、プライマリー・システム0では、新たな代替キー・エントリー「y」を代替キー・プライマリー・ロックの代替キー・エントリー「z」があった場所に格納を行い、それに伴いエントリー「z」が代替キー・オーバーフロー・ロックに格納される。代替キー・プライマリー・ロックの代替キー値の最小値と最大値の内、最大値が「y」になったため、最大値の情報を「y」に書き換える。また、代替キー・オーバーフロー・ロックの代替キー値の最小値、最大値

を「z」とする。

【0072】

この場合も、代替キー・ロケーション・テーブルのエントリーの変更は無いため、プライマリー・システム0から、アクセラレーター・システム1に対する、更新情報の送信は無い。

【0073】

次に、代替キー・ロケーション・テーブルのエントリーが更新される場合について述べる。図7に示すように、更新前の代替キー・プライマリー・ロックの最後には、「x」と「y」の代替キー・エントリーが格納されている。データの更新・追加によって、新たに代替キー・エントリー「z」が追加されると、この代替キー・プライマリー・ロックの「y」の後に、代替キー・エントリー「z」が追加されることになる。

【0074】

この場合、代替キー・プライマリー・ロック「p」の代替キー値の最大値が、「y」から「z」に更新されたことになる。この場合は、プライマリー・システム0から、アクセラレーター・システム1に対して、Aログとして、代替キー・エントリーの更新後の値と、どの代替キー・ロックに対する更新であるかの情報、この場合は代替キー・ロック番号「p」を送信する。この送信は同期密結合方式を使用して送信される。

【0075】

アクセラレーター・システム1では、Aログを受信したら、直ちに代替キー・ロケーション・テーブルの当該エントリーを排他し、当該代替キー・エントリーの更新を行った後、排他を解除し、更新完了をプライマリー・システム0に通知する。

【0076】

[プライマリー・システムでのアクセス方式]

[主キーによる検索：プライマリー・システムの場合]

プライマリー・システム0における主キーを用いた検索は、「データ格納検索方式で述べてあるとおりである。

検索は、プライマリー・システム0のロケーション・テーブルL0を用いて、バイナリー・サーチを行い、ターゲット・キー値が含まれるロケーション・テーブル・エントリーを検索する。

【0077】

ロケーション・テーブル・エントリーに、そのエントリーが管理しているブロックの主キー値の最小値と最大値の両方を保持している場合には、その最小値と最大値とターゲット・キー値の比較を行い、ターゲット・キー値が当該代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーの最小値と最大値の間である場合には、当該ロケーション・テーブル・エントリーが管理しているブロック（当該プライマリー・ブロックにオーバーフロー・ブロックが連結されている場合には、オーバーフロー・ブロックも含む）にレコードが格納されてい得る。

若しくは、次のロケーション・テーブル・エントリーの最小値より小さくて、当該ロケーション・テーブル・エントリーの最大値より大きい場合には、ターゲット・キー値を持つレコードはデータベース上に存在しないことになる。

【0078】

ロケーション・テーブル・エントリーに、そのエントリーが管理しているブロックの主キー値の最小値と最大値の何れか一方を保持している場合には、前後のロケーション・テーブル・エントリーの主キー値（最小値または最大値）と比較して、対象ブロックを決定する。

検索したエントリーが、ブロック番号「n」を指していたとする。ブロックはアクセラレーター・システム1には存在せず、プライマリー・システム0にのみ存在する。

そこで、ブロック内のレコードに対する検索は、プライマリー・システム0にある、ブロック「n」に対して行うことになる。ブロック「n」にターゲット・キー値を持つレコードが存在すれば、そのレコードがターゲット・レコードとなる。ブロック「n」にターゲット・キー値を持つレコードが存在しなければ、そのレコードが存在しないということになる。

検索の場合は、レコードの更新が発生しないため、ロケーション・テーブルの更新も発生せず、プライマリー・システムからアクセラレーター・システムに対

して情報の送信を行うことは無い。また、原則的に排他は不要である。

【0079】

[代替キーによる検索：プライマリー・システムの場合]

プライマリー・システム①における代替キーを用いた検索は、「データ格納検索方式で述べてあるとおりである。」

ターゲット・キー値（検索の目的となるキーの値）によって検索を行う。検索は、プライマリー・システム①の代替キー・ロケーション・テーブルL①を用いて、バイナリー・サーチを行い、ターゲット・キー値が含まれる代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーを検索する。

【0080】

代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーに、そのエントリーが管理しているブロックの代替キー値の最小値と最大値の両方を保持している場合には、その最小値と最大値とターゲット・キー値の比較を行い、ターゲット・キー値が当該代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーの最小値と最大値の間である場合には、当該代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーが管理しているブロック（当該代替キー・プライマリー・ブロックに代替キー・オーバーフロー・ブロックが連結されている場合には、代替キー・オーバーフロー・ブロックも含む）に代替キー・エントリーが格納されてい得る。

若しくは、次の代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーの最小値より小さくて、当該代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーの最大値より大きい場合には、ターゲット・キー値を持つレコードはデータベース上に存在しないことになる。

【0081】

代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーに、その代替キー・エントリーが管理している代替キー・ブロックの代替キー値の最小値と最大値の何れか一方を保持している場合には、前後の代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーの代替キー値（最小値または最大値）と比較して、対象代替キー・ブロックを決定する。

【0082】

また、代替キー・ロケーション・テーブルには、同一の代替キー値を持つ代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーが複数存在する可能性がある。これは、代替キーがノン・ユニークでよいという属性を持っているからである。代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーが複数存在する場合には、以下の動作を同一の代替キー値を持つ代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーの数だけ実行する。

【0083】

検索した代替キー・エントリーが、代替キー・ロック番号「n」を指していたとする。そこで、プライマリー・システム0上の代替キー・ロック「n」にターゲット・キー値を持つ代替キー・エントリーが存在すれば、その代替キー・エントリーが目的のエントリーとなる。ロック「n」にターゲット・キー値を持つ代替キー・エントリーが存在しなければ、そのターゲット・キー値を持つレコードが存在しないということになる。

これまでで、代替キー・エントリーの検索を終了した。代替キー・エントリーには、代替キー値とその代替キー値を持つレコードの主キー値の他、必要に応じて、レコードが格納されているロックの番号、またはロックのアドレスを保持している。

目的のレコードを検索するためには、ロケーション・テーブルL0において、ターゲット・レコードを含むロックを探す必要がある。

【0084】

代替キー・エントリーにロック番号を保持している場合は、ロケーション・テーブルL0のエントリーの長さと、ロック番号を掛けたものが、ロケーション・テーブルL0の先頭からの変位となる。そして検索したロケーション・テーブル・エントリーが指しているロックに目的のレコードが格納されていることになる。当該ロック内で、検索で求めた代替キー・エントリーが指している主キー値を持つレコードの検索を行う。この場合には、レコードが見つからないという状態は発生しない。

【0085】

代替キー・エントリーにロック・アドレスを保持している場合は、代替キー

・エントリーが指しているブロック・アドレスのブロックに目的のレコードが格納されていることになる。当該ブロック内で、検索で求めた代替キー・エントリーが指している主キー値を持つレコードの検索を行う。この場合には、レコードが見つからないという状態は発生しない。

【0086】

ブロック番号及びブロック・アドレスの何れも保持していない形式である場合には、検索で求めた代替キー・エントリーが挿している主キー値を持つレコードの検索を行うため、まず、アクセラレーター・システム1のロケーション・テーブルL1上で、当該主キー値をターゲット・キー値としてバイナリー・サーチを行い、ロケーション・テーブル・エントリーを検索する。そこで求めたブロック番号を元に、プライマリー・システムのブロック内で対象レコードの検索を行う。この場合には、レコードが見つからないという状態は発生しない。

検索の場合は、レコードの更新が発生しないため、ロケーション・テーブルの更新も発生せず、プライマリー・システムからアクセラレーター・システムに対して情報の送信を行うことは無い。また、原則的に排他は不要である。

【0087】

[レコードの追加、更新、削除：プライマリー・システムの場合]

以上で主キーおよび代替キーでの検索の場合を述べた。検索で用いた方式を応用することで、レコードの追加、更新、削除が行える。

レコードの追加は主キーによって実行される。代替キーはノン・ユニークなキーであるため、代替キー値でレコードを検索した場合には、複数のレコードが該当する可能性がある。更新と削除を代替キーで実行する場合には、同一の代替キー値を持つ対象レコードを順次読み込んで、その主キー値やデータの内容によって、更新を行うか否か、削除を行うか否かの選択を行うことになる。

【0088】

[レコードの追加：プライマリー・システムの場合]

まず、レコードの追加の場合について記述する。

レコードを追加する場合には、そのレコードがどのブロックに格納されるかを見つける必要がある。「データ格納検索方式」では、レコードはブロック内に主

キー値の順番で格納され、ブロック間では、ブロック番号の大きいブロックに格納されているレコードの主キー値は、小さいブロック番号のブロックに格納されているレコードの主キー値より大きくなっているからである。

追加しようとする場合には、ロケーション・テーブルの検索により、対象ブロックを検索する。

【0089】

プライマリー・システム0上で行う場合には、まず、ロケーション・テーブルL0をバイナリー・サーチして、追加するレコードの主キー値を持つロケーション・テーブル・エントリーを検索する。ロケーション・テーブル・エントリーに、そのエントリーが管理しているブロックの主キー値の最小値と最大値の両方を保持している場合には、その最小値と最大値とターゲット・キー値の比較を行い、ターゲット・キー値が当該代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーの最小値と最大値の間である場合には、当該ロケーション・テーブル・エントリーが管理しているブロック（当該プライマリー・ブロックにオーバーフロー・ブロックが連結されている場合には、オーバーフロー・ブロックも含む）にレコードを格納することになる。

【0090】

若しくは、次のロケーション・テーブル・エントリーの最小値より小さくて、当該ロケーション・テーブル・エントリーの最大値より大きい場合にも、ターゲット・キー値を持つレコードは当該ブロックに格納することになる。

ロケーション・テーブル・エントリーに、そのエントリーが管理しているブロックの主キー値の最小値と最大値の何れか一方を保持している場合には、前後のロケーション・テーブル・エントリーの主キー値（最小値または最大値）と比較して、対象ブロックを決定する。

【0091】

検索したエントリーが、ブロック番号「n」を指していたとする。ブロックプライマリー・システム0に存在しているので、それに対してアクセスする。

ブロック内のレコードに対する検索は、プライマリー・システム0にある、ブロック「n」に対して行うことになる。この場合は、更新系の処理要求となるので

、プライマリー・システム0のロケーション・テーブルL0の当該エントリーと、当該エントリーが指しているロックの排他を行ってから、以下の動作を行う。この排他に関しては、「特願2002-264283号 データ及びデータベースの無停止自動再編成システム、並びに、データ及びデータベース」で発明した、ロケーション・テーブル・エントリーとロックに排他情報を書き込む方式が高速化のためには好ましい。

【0092】

ロック「n」内のレコードを調べ、ターゲット・キー値より小さい主キー値の内、最大の主キー値を持つレコードを見つける。そのレコードの次のアドレスに、当該レコードを挿入することになる。レコードを挿入するためには、挿入するレコードより、上位アドレスにあるレコードを挿入レコードが占める領域の分だけアドレスの上位方向に動かしておく必要がある。また、上位方向に移動することによって、オーバーフロー・ロックが発生する場合には、オーバーフロー・ロックの追加を行い、レコードの移動を行う。その後、レコードの追加を行う。

【0093】

このようにして、レコードの追加が行われるが、レコードが挿入となる場合には、ロケーション・テーブルL0の変更は行われないので、ロケーション・テーブルL0の変更をプライマリー・システム0からアクセラレーター・システム1に通知する必要は無い。

このレコードの追加によって、ロケーション・テーブルが変更される場合は、追加されるレコードの主キー値が当該ロック中で最大のキー値を持つ場合である。この場合には、ロケーション・テーブルの当該ロケーション・テーブル・エントリーの情報の更新を行う。それに伴って、プライマリー・システムからアクセラレーター・システム1に対して当該ロケーション・テーブル・エントリーの更新情報を送信する。更新後のロケーション・テーブル・エントリーの内容（Aログ）と、どのロケーション・テーブル・エントリーであるかの識別情報（ロック番号）が情報である。

この送信は同期密結合方式であるので、アクセラレーター・システム1で更新

が完了するまで、プライマリー・システムでは排他解除を行わず、新たなトランザクション処理で、同一のブロックなどに対する排他が発生した場合には、排他待ちになる。

【0094】

レコード追加の特殊な場合として、最終ブロックの次に新たにブロックを作成して、そこにレコードを格納する場合があるが、新たにブロックを追加し、そのブロックを管理するためにロケーション・テーブルに新たにエントリーを追加する必要があるが、それ以降は、上述の追加の場合と同様である。

排他解除は、これから記述する代替キー・エントリーの追加が完了してから実施する。

【0095】

[レコードの追加に伴う代替キー・エントリーの追加：プライマリー・システムの場合]

ところが、レコードが追加されると、それに伴って代替キー・エントリーの追加が行われる。プライマリー・システムで代替キーを使用していない場合は不要であるが、ここでは、代替キーが3種類（A, B, C）存在する場合に関して述べる。

代替キーが3種類ある場合には、レコード追加によって3種類の代替キー・エントリーの追加が行われる。非登録キーのように代替キー・エントリーを作成しない場合は、代替キー・エントリーの追加が無いだけなので、動作としては単純になるだけである。よって、ここでは省略する。

【0096】

代替キー・エントリーがA e, B e, C eの3つ作成される。この各々を代替キー・テーブルA, B, Cに格納する必要がある。代替キー・テーブルA 0の場合に関して述べる。代替キー・ロケーション・テーブルA L 0をA eの代替キー値をターゲット・キー値としてバイナリー・サーチする。

代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーに、そのエントリーが管理しているブロックの主キー値の最小値と最大値の両方を保持している場合には、その最小値と最大値とターゲット・キー値の比較を行い、ターゲット・キー値が当

該代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーの最小値と最大値の間である場合には、当該ロケーション・テーブル・エントリーが管理しているブロック（当該プライマリー・ブロックにオーバーフロー・ブロックが連結されている場合には、オーバーフロー・ブロックも含む）に当該代替キー・エントリーを格納することになる。

若しくは、次の代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーの最小値より小さくて、当該代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーの最大値より大きい場合にも、ターゲット・キー値を持つ代替キー・エントリーは当該ブロックに格納することになる。

【0097】

代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーに、そのエントリーが管理している代替キー・ブロックの代替キー値の最小値と最大値の何れか一方を保持している場合には、前後の代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーの代替キー値（最小値または最大値）と比較して、対象ブロックを決定する。

目的の代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーの検索を完了したら、当該代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーと、当該代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーが指している代替キー・ブロックの排他を実行する。

この排他順序は、「特願2002-264283号 データ及びデータベースの無停止自動再編成システム、並びに、データ及びデータベース」で述べてあるように、ロケーション・テーブル、ブロック、代替キー・ロケーション・テーブル、代替キー・ブロックの排他順序が一定であるので、デッドロックが発生する可能性は、非常に少なくなる。

【0098】

ここで、Aeの挿入を行うのであるが、対象代替キー・ブロックの中の代替キー・エントリーを調べる。代替キーはノン・ユニークであるので、同一の代替キー値を持つエントリーが存在する場合がある。

まず、ターゲット・キー値と同一の代替キー値を持つ代替キー・エントリーが存在する場合について述べる。この場合は、同一の代替キー値を持つ代替キー・エ

ントリーの内、追加対象代替キー・エントリーの主キーに着目し、追加対象代替キー・エントリーの主キー値より小さい主キー値の内、最大の主キー値を持つ代替キー・エントリーの次のアドレスに、当該代替キー・エントリーを挿入することになる。代替キー・エントリーを挿入するためには、挿入する代替キー・エントリーより、上位アドレスにある代替キー・エントリーを追加対象代替キー・エントリーが占める領域の分だけアドレスの上位方向に動かしておく必要がある。また、上位方向に移動することによって、代替キー・オーバーフロー・ブロックが発生する場合には、代替キー・オーバーフロー・ブロックの追加を行い、代替キー・エントリーの移動を行う。その後、代替キー・エントリーの追加を行う。

【0099】

次に、ターゲット・キー値と同一の代替キー値を持つ代替キー・エントリーが存在しない場合に関して述べる。この場合は、対象ブロック内の代替キー値を持つ代替キー・エントリーの内、追加対象代替キー・エントリーの代替キー値より小さい主キー値の内、最大の代替キー値を持つ代替キー・エントリーの次のアドレスに、当該代替キー・エントリーを挿入することになる。代替キー・エントリーを挿入するためには、挿入する代替キー・エントリーより、上位アドレスにある代替キー・エントリーを追加対象代替キー・エントリーが占める領域の分だけアドレスの上位方向に動かしておく必要がある。また、上位方向に移動することによって、代替キー・オーバーフロー・ブロックが発生する場合には、代替キー・オーバーフロー・ブロックの追加を行い、代替キー・エントリーの移動を行う。その後、代替キー・エントリーの追加を行う。

【0100】

この代替キー・エントリーの追加によって、代替キー・ロケーション・テーブルが変更される場合は、追加される代替キー値が当該ブロック中で最大のキー値を持つ場合である。この場合には、代替キー・ロケーション・テーブルの当該代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーの情報の更新を行う。

それに伴って、プライマリー・システム0からアクセラレーター・システム1に対して当該代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーの更新情報を送信する。更新後の代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーの内容（Aログ

)と、どの代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーであるかの識別情報(ロック番号)が情報である。

この送信は同期密結合方式であるので、アクセラレーター・システム1で更新が完了するまで、プライマリー・システムでは排他解除を行わず、新たなトランザクション処理で、同一のロックなどに対する排他が発生した場合には、排他待ちになる。

この代替キー・エントリーの追加は、代替キー・テーブルB, Cに関しても同様に実施する。

代替キー・テーブルA, B, Cへの代替キー・エントリーの追加が完了したら、これまでの排他を解除する。

【0101】

[主キーによるレコードの更新：プライマリー・システムの場合]

プライマリー・システム0上で行う場合には、まず、ロケーション・テーブルL0をバイナリー・サーチして、更新するレコードの主キー値を持つロケーション・テーブル・エントリーを検索する。ロケーション・テーブル・エントリーに、そのエントリーが管理しているロックの主キー値の最小値と最大値の両方を保持している場合には、その最小値と最大値とターゲット・キー値の比較を行い、ターゲット・キー値が当該ロケーション・テーブル・エントリーの最小値と最大値の間である場合には、当該ロケーション・テーブル・エントリーが管理しているロック(当該プライマリー・ロックにオーバーフロー・ロックが連結されている場合には、オーバーフロー・ロックも含む)にレコードを格納され得ることになる。

ロケーション・テーブル・エントリーに、そのエントリーが管理しているロックの主キー値の最小値と最大値の何れか一方を保持している場合には、前後のロケーション・テーブル・エントリーの主キー値(最小値または最大値)と比較して、対象ロックを決定する。

【0102】

検索したエントリーが、ロック番号「n」を指していたとする。ロックはプライマリー・システム0に存在しているので、それに対してアクセスする。

ロック内のレコードに対する検索は、プライマリー・システム0にある、ロック「n」に対して行うことになる。この場合は、更新系の処理要求となるので、プライマリー・システム0のロケーション・テーブルL0の当該エントリーと、当該エントリーが指しているロックの排他を行ってから、以下の動作を行う。排他は、「特願2002-264283号 データ及びデータベースの無停止自動再編成システム、並びに、データ及びデータベース」で発明した、ロケーション・テーブル・エントリーとロックに排他情報を書き込む方式を使用することが、排他の高速化のために好ましい。

【0103】

ロック「n」内のレコードを調べ、ターゲット・キー値と同じ主キー値を持つレコードを見つける。そのレコードを更新処理することになる。また、ロック内にターゲット・キー値を持つレコードが存在しない場合には、レコードが存在しないということになる。

このようにして、レコードの更新が行われるが、主キー値の更新は許されないので、ロケーション・テーブルL0の変更は行われない。主キー値の更新を行いたい場合は、当該主キー値を持ったレコードを一旦削除し、新たな主キー値を持ったレコードを追加すると言う方法を探る。

排他解除は、これから記述する代替キー・エントリーの追加が完了してから実施する。

【0104】

[主キーによるレコードの更新に伴う代替キー・エントリーの追加、削除：プライマリー・システムの場合]

ところが、レコードが更新されると、それに伴って代替キー・エントリーの更新、実際には追加と削除が行われる場合がある。プライマリー・システムで代替キーを使用していない場合は不要であるが、ここでは、代替キーが3種類（A, B, C）存在する場合について述べる。レコード更新の場合は、必ず代替キー・エントリーの更新が行われるわけではなく、レコードの項目（フィールド）で代替キーに指定した項目が更新された場合に、代替キー・エントリーの更新が必要となる。

【0105】

代替キーが3種類ある場合には、レコード更新によって0種類から3種類の代替キー・エントリーの更新が行われる。非登録キーのように代替キー・エントリーを作成しない場合は、代替キー・エントリーの追加が無いだけなので、動作としては単純になるだけである。よって、ここでは省略する。

ここでは、すべての代替キー・エントリーが更新される場合を例にとって説明する。新しい代替キー・エントリーがAen、Ben、Cenの3つ作成され、これらの代替キー・エントリーの追加が必要になる。逆に、当該レコードのそれまでの代替キー・エントリーAeo、Beo、Ceоは不要となり、削除が必要になる。

【0106】

Aen、Ben、Cenの3つの代替キー・エントリーの各々を代替キー・テーブルA、B、Cに格納する必要がある。代替キー・テーブルA0の場合に関して述べる。代替キー・ロケーション・テーブルAL0をAenの代替キー値をターゲット・キー値としてバイナリー・サーチする。

これ以下の動作は、レコード追加による代替キー・エントリーの追加の場合と同様であるので、省略する。また、Ben、Cenに関しては、Aenの場合と同様であるので、これも省略する。

【0107】

次に、代替キー・エントリーAeo、Beo、Ceоの各々を、代替キー・テーブルA、B、Cから削除する必要がある。前記の説明と同様に、Aeoの場合に関して説明を行う。やはり、代替キー・ロケーション・テーブルAL0を使用して、Aeoの中にある代替キー値をターゲット・キー値として、バイナリー・サーチを行う。

代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーに、そのエントリーが管理しているブロックの代替キー値の最小値と最大値の両方を保持している場合には、その最小値と最大値とターゲット・キー値の比較を行い、ターゲット・キー値が当該代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーの最小値と最大値の間である場合には、当該代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーが管理してい

る代替キー・ブロック（当該代替キー・プライマリー・ブロックに代替キー・オーバーフロー・ブロックが連結されている場合には、代替キー・オーバーフロー・ブロックも含む）に当該代替キー・エントリーが格納されていることになる。

【0108】

代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーに、そのエントリーが管理している代替キー・ブロックの代替キー値の最小値と最大値の何れか一方を保持している場合には、前後の代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーの代替キー値（最小値または最大値）と比較して、対象ブロックを決定する。

目的の代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーの検索を完了したら、当該代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーと、当該代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーが指している代替キー・ブロックの排他を実行する。

この排他順序は、「データ及びデータベースの無停止自動再編成システム、並びに、データ及びデータベース」で述べてあるように、ロケーション・テーブル、ブロック、代替キー・ロケーション・テーブル、代替キー・ブロックの排他順序が一定であるので、デッドロックが発生する可能性は、非常に少なくなる。

ここで、Aeoの削除を行うのであるが、対象代替キー・ブロックの中の代替キー・エントリーを調べる。代替キーはノン・ユニークであるので、同一の代替キー値を持つ代替キー・エントリーが存在する場合があるので、代替キー値と主キー値が一致する代替キー・エントリーを見つける。

代替キー・エントリーが見つからないということは有り得ない。

【0109】

次に、ターゲット・キー値と同一の代替キー値と主キー値を持つ代替キー・エントリーの削除を行う。代替キー・エントリーを削除すると、削除した代替キー・エントリーが占めていた領域が空くことになる。このままでは、その後の代替キーによる検索に支障を来たすので、削除する代替キー・エントリーより、上位アドレスにある代替キー・エントリーを削除対象代替キー・エントリーが占めていた領域の分だけアドレスの下位方向に動かしておく必要がある。また、下位方向に移動することによって、代替キー・オーバーフロー・ブロックにあった代替

キー・エントリーが、それよりも前の代替キー・オーバーフロー・ブロックまたは代替キー・プライマリー・ブロックに格納されてしまう場合には、当該代替キー・オーバーフロー・ブロックが不要となるが、この場合は、当該代替キー・オーバーフロー・ブロックを未使用ブロックとしてもよいし、そのまま接続してもよい。接続しておく場合の、当該代替キー・オーバーフロー・ブロックの代替キー値の最小値と最大値は、直前の代替キー・プライマリー・ブロックまたは代替キー・オーバーフロー・ブロックの代替キー値と、次の、代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーの代替キーの最小値と矛盾しない範囲で、最小値と最大値を同一にしておくことが好ましい。

【0110】

この代替キー・エントリーの追加と削除によって、代替キー・ロケーション・テーブルが変更される場合は、追加される代替キー値が当該ブロック中で最大のキー値を持つ場合と、削除される代替キー値が当該ブロック中で最小または最大のキー値を持つ場合である。この場合には、代替キー・ロケーション・テーブルの当該代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーの情報の更新を行う。

それに伴って、プライマリー・システム0からアクセラレーター・システム1に対して当該代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーの更新情報を送信する。更新後の代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーの内容（Aログ）と、どの代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーであるかの識別情報（ブロック番号）が情報である。

この送信は同期密結合方式であるので、アクセラレーター・システム1で更新が完了するまで、プライマリー・システムでは排他解除を行わず、新たなトランザクション処理で、同一のブロックなどに対する排他が発生した場合には、排他待ちになる。

この代替キー・エントリーの追加は、代替キー・テーブルB, Cに関しても同様に実施する。

代替キー・テーブルA, B, Cへの代替キー・エントリーの追加・削除が完了したら、これまでの排他を解除する。

【0111】

[代替キーによるレコードの更新：プライマリー・システムの場合]

プライマリー・システム0上で行う場合には、まず、代替キー・ロケーション・テーブルAL0をバイナリー・サーチして、更新するレコードの代替キー値を持つ代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーを見つけ出す。

代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーを検索した後、代替キー・ブロック内を検索し、代替キー・エントリーを検索する。代替キー・エントリーが検索できたら、ロケーション・テーブルL0を使用して、バイナリー・サーチを行い、レコードが格納されているブロックを検索する。

この動作は、代替キーによる検索で述べた方法と同様である。

代替キーはノン・ユニークなキーであるため、代替キー値でレコードを検索した場合には、複数のレコードが該当する可能性がある。更新を代替キーで実行する場合には、同一の代替キー値を持つ対象レコードを順次読み込んで、その主キー値やデータの内容によって、更新を行うか否かの選択を行うことになる。ここでは、複数のレコードを順次更新するものとする。

【0112】

検索したロケーション・テーブル・エントリーが、ブロック番号「n」を指していたとする。ブロックはプライマリー・システム0に存在しているので、それに対してアクセスする。

ブロック内のレコードに対する検索は、プライマリー・システム0にあるブロック「n」に対して行うことになる。この場合は、更新系の処理要求となるので、プライマリー・システム0のロケーション・テーブルL0の当該エントリーと、当該エントリーが指しているブロックの排他を行ってから、以下の動作を行う。排他は、「特願2002-264283号 データ及びデータベースの無停止自動再編成システム、並びに、データ及びデータベース」で発明した、ロケーション・テーブル・エントリーとブロックに排他情報を書き込む方式を使用することが、排他の高速化のために好ましい。

【0113】

ブロック「n」内のレコードを調べ、ターゲット・キー値と同じ主キー値を持つレコードを見つける。ブロック内にターゲット・キー値を持つレコードが存在

しない場合は有り得ない。

このようにして、レコードの更新が行われるが、主キー値の更新は許されないので、ロケーション・テーブルL0の変更は行われない。主キー値の更新を行いたい場合は、当該主キー値を持ったレコードを一旦削除し、新たな主キー値を持ったレコードを追加すると言う方法を探る。

排他解除は、これから記述する代替キー・エントリーの追加が完了してから実施する。

【0114】

[代替キーによるレコードの更新に伴う代替キー・エントリーの追加、削除：プライマリー・システムの場合]

レコードが更新されると、それに伴って代替キー・エントリーの更新、実際に追加と削除が行われる場合がある。プライマリー・システムで代替キーを使用していない場合は不要であるが、ここでは、代替キーが3種類（A, B, C）存在する場合について述べる。レコード更新の場合は、必ず代替キー・エントリーの更新が行われるわけではなく、レコードの項目（フィールド）で代替キーに指定した項目が更新された場合に、代替キー・エントリーの更新が必要となる。代替キーが3種類ある場合には、レコード更新によって0種類から3種類の代替キー・エントリーの更新が行われる。非登録キーのように代替キー・エントリーを作成しない場合は、代替キー・エントリーの追加が無いだけなので、動作としては単純になるだけである。よって、ここでは省略する。

ここでは、すべての代替キー・エントリーが更新される場合を例にとって説明する。新しい代替キー・エントリーがAen、Ben、Cenの3つ作成され、これらの代替キー・エントリーの追加が必要になる。逆に、当該レコードのそれまでの代替キー・エントリーAeo、Beo、Ceоは不要となり、削除が必要になる。

この代替キー・エントリーの追加・削除は、「主キーによるレコード更新による、代替キー・エントリーの更新」と方式が同様であるので、説明は省略する。

【0115】

[主キーによるレコードの削除：プライマリー・システムの場合]

プライマリー・システム0上で行う場合には、まず、ロケーション・テーブルL0をバイナリー・サーチして、削除するレコードの主キー値を持つロケーション・テーブル・エントリーを検索する。ロケーション・テーブル・エントリーに、そのエントリーが管理しているブロックの主キー値の最小値と最大値の両方を保持している場合には、その最小値と最大値とターゲット・キー値の比較を行い、ターゲット・キー値が当該ロケーション・テーブル・エントリーの最小値と最大値の間である場合には、当該ロケーション・テーブル・エントリーが管理しているブロック（当該プライマリー・ブロックにオーバーフロー・ブロックが連結されている場合には、オーバーフロー・ブロックも含む）にレコードを格納され得ることになる。

ロケーション・テーブル・エントリーに、そのエントリーが管理しているブロックの主キー値の最小値と最大値の何れか一方を保持している場合には、前後のロケーション・テーブル・エントリーの主キー値（最小値または最大値）と比較して、対象ブロックを決定する。

【0116】

検索したエントリーが、ブロック番号「n」を指していたとする。ブロックはプライマリー・システム0に存在しているので、それに対してアクセスする。

ブロック内のレコードに対する検索は、プライマリー・システム0にある、ブロック「n」に対して行うことになる。この場合は、更新系の処理要求となるので、プライマリー・システム0のロケーション・テーブルL0の当該エントリーと、当該エントリーが指しているブロックの排他を行ってから、以下の動作を行う。排他は、「特願2002-264283号 データ及びデータベースの無停止自動再編成システム、並びに、データ及びデータベース」で発明した、ロケーション・テーブル・エントリーとブロックに排他情報を書き込む方式を使用することが、排他の高速化のために好ましい。

【0117】

ブロック「n」内のレコードを調べ、ターゲット・キー値と同じ主キー値を持つレコードを見つける。そのレコードを削除処理することになる。ブロック内にターゲット・キー値を持つレコードが存在しない場合は、当該レコードは存在し

ないことになる。

このようにして、レコードの削除が行われる。レコードを削除すると、削除したレコードが占めていた領域が空くことになる。このままでは、その後の主キーによる検索に支障を来たすので、削除するレコードより上位アドレスにあるレコードを削除対象レコードが占めていた領域の分だけアドレスの下位方向に動かしておく必要がある。また、下位方向に移動することによって、オーバーフロー・ブロックにあったレコードが、それよりも前のオーバーフロー・ブロックまたはプライマリー・ブロックに格納されてしまう場合には、オーバーフロー・ブロックが不要となるが、この場合は、当該オーバーフロー・ブロックを未使用ブロックとしてもよいし、そのまま接続しておいてもよい。接続しておく場合の、当該ブロックの主キー値の最小値と最大値は、直前のプライマリー・ブロックまたはオーバーフロー・ブロックの主キー値と、次の、ロケーション・テーブル・エントリーの主キーの最小値と矛盾しない範囲で、最小値と最大値を同一にしておくことが好ましい。

【0118】

このレコードの削除によって、ロケーション・テーブルが変更される場合は、削除される主キー値が当該ブロック中で最小または最大のキー値を持つ場合で且つ、代替キー・エントリーに主キー値の最小値または最大値を持っている場合である。この場合には、代替キー・ロケーション・テーブルの当該代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーの情報の更新を行う。

排他解除は、これから記述する代替キー・エントリーの追加が完了してから実施する。

【0119】

[主キーによるレコードの削除に伴う代替キー・エントリーの削除：プライマリー・システムの場合]

ところが、レコードが削除されると、それに伴って代替キー・エントリーの更新、実際には削除が行われる。プライマリー・システムで代替キーを使用していない場合は不要であるが、ここでは、代替キーが3種類（A, B, C）存在する場合について述べる。レコード削除の場合は、必ず代替キー・エントリーの更新

が行われる。

代替キーが3種類ある場合には、レコード削除によって3種類の代替キー・エントリーの削除が行われる。

これまでの代替キー・エントリーA e、B e、C eの3つが削除対象となる。

【0120】

代替キー・エントリーの削除は、代替キー・エントリーの追加と削除の中の削除に関するところで述べた説明と同様であるので、ここでは省略する。

この代替キー・エントリーの追加と削除によって、代替キー・ロケーション・テーブルが変更される場合は、追加される代替キー値が当該ブロック中で最大のキー値を持つ場合と、削除される代替キー値が当該ブロック中で最小または最大のキー値を持つ場合である。この場合には、代替キー・ロケーション・テーブルの当該代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーの情報の更新を行う。

それに伴って、プライマリー・システム0からアクセラレーター・システム1に対して当該代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーの更新情報を送信する。更新後の代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーの内容（Aログ）と、どの代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーであるかの識別情報（ブロック番号）が情報である。

この送信は同期密結合方式であるので、アクセラレーター・システム1で更新が完了するまで、プライマリー・システムでは排他解除を行わず、新たなトランザクション処理で、同一のブロックなどに対する排他が発生した場合には、排他待ちになる。

この代替キー・エントリーの追加は、代替キー・テーブルB、Cに関しても同様に実施する。

代替キー・テーブルA、B、Cへの代替キー・エントリーの追加・削除が完了したら、これまでの排他を解除する。

【0121】

[代替キーによるレコードの削除：プライマリー・システムの場合]

プライマリー・システム0上で行う場合には、まず、代替キー・ロケーション・テーブルAL0をバイナリー・サーチして、削除するレコードの代替キー値を

持つ代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーを検索する。

代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーを検索した後、プライマリー・システム上の代替キー・ブロック内を検索し、代替キー・エントリーを見つける。代替キー・エントリーが検索できたら、ロケーション・テーブルL0を使用して、バイナリー・サーチを行い、レコードが格納されているブロックを検索する。

この動作は、代替キーによるレコードの検索で述べた方法と同様である。

代替キーはノン・ユニークなキーであるため、代替キー値でレコードを検索した場合には、複数のレコードが該当する可能性がある。削除を代替キーで実行する場合には、同一の代替キー値を持つ対象レコードを順次読み込んで、その主キー値やデータの内容によって、削除を行うか否かの選択を行うことになる。ここでは、複数のレコードを順次削除するものとする。

【0122】

検索したロケーション・テーブル・エントリーが、ブロック番号「n」を指していたとする。ブロックはプライマリー・システム0に存在しているので、それに対してアクセスする。

ブロック内のレコードに対する検索は、プライマリー・システム0にあるブロック「n」に対して行うことになる。この場合は、更新系の処理要求となるので、プライマリー・システム0のロケーション・テーブルL0の当該エントリーと、当該エントリーが指しているブロックの排他を行ってから、以下の動作を行う。排他は、「データ及びデータベースの無停止自動再編成システム並びにデータ及びデータベース」で発明した、ロケーション・テーブル・エントリーとブロックに排他情報を書き込む方式を使用することが、排他の高速化のために好ましい。

【0123】

ブロック「n」内のレコードを調べ、ターゲット・キー値と同じ主キー値を持つレコードを見つける。ブロック内にターゲット・キー値を持つレコードが存在しない場合は有り得ない。

この後、「主キーによるレコードの削除」の場合と同様に、ブロック内で削除

レコードが占めていた領域を詰め、必要に応じてロケーション・テーブル・エントリーの更新を行い、代替キー・エントリーの削除を行う。

このようにして、レコードの削除が行わる。

一連の動作が完了したら、排他解除を行う。

以上で、プライマリー・システム内でのデータ（レコード）の検索、追加、更新、削除に伴うプライマリー・システム内での動作と、それに伴う、アクセラレーター・システムの動作に関して述べた。

【0124】

[アクセラレーター・システムを利用したアクセスに関する]

次に、アクセラレーター・システム内で、データの検索、追加、更新、削除に伴うアクセラレーター・システム内での動作と、それに伴うプライマリー・システム内での動作、更にプライマリー・システムでの動作に伴う、アクセラレーター・システムの動作について説明を行う。

【0125】

[主キーによる検索：アクセラレーター・システム1の場合]

アクセラレーター・システム1における主キーを用いた検索の場合を説明する。ターゲット・キー値（検索の目的となるキーの値）によって検索を行う。検索は、アクセラレーター・システム1のロケーション・テーブルL1を用いて、バイナリー・サーチを行い、ターゲット・キー値が含まれるロケーション・テーブル・エントリーを検索する。

ロケーション・テーブル・エントリーに、そのエントリーが管理しているブロックの主キー値の最小値と最大値の両方を保持している場合には、その最小値と最大値とターゲット・キー値の比較を行い、ターゲット・キー値が当該代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーの最小値と最大値の間である場合には、当該ロケーション・テーブル・エントリーが指しているブロック（当該プライマリー・ブロックにオーバーフロー・ブロックが連結されている場合には、オーバーフロー・ブロックも含む。ブロックはプライマリー・システム上に存在する）にレコードが格納されてい得る。

若しくは、次のロケーション・テーブル・エントリーの最小値より小さくて、

当該ロケーション・テーブル・エントリーの最大値より大きい場合には、ターゲット・キー値を持つレコードはデータベース上に存在しないことになる。

【0126】

ロケーション・テーブル・エントリーに、そのエントリーが管理しているブロックの主キー値の最小値と最大値の何れか一方を保持している場合には、前後のロケーション・テーブル・エントリーの主キー値（最小値または最大値）と比較して、対象ブロックを決定する。

検索したエントリーが、ブロック番号「n」を指していたとする。ブロックはアクセラレーター・システム1には存在せず、プライマリー・システム0にのみ存在する。

そこで、ブロック内のレコードに対する検索は、プライマリー・システム0にある、ブロック「n」に対して行うことになる。ブロック「n」にターゲット・キー値を持つレコードが存在すれば、そのレコードがターゲット・レコードとなる。ブロック「n」にターゲット・キー値を持つレコードが存在しなければ、そのレコードが存在しないということになる。

検索の場合は、レコードの更新が発生しないため、ロケーション・テーブルの更新も発生せず、プライマリー・システムからアクセラレーター・システムに対して情報の送信を行うことは無い。また、原則的に排他は不要である。

【0127】

[代替キーによる検索：アクセラレーター・システム1の場合]

アクセラレーター・システム1における代替キーを用いた検索の場合を説明する。ターゲット・キー値（検索の目的となるキーの値）によって検索を行う。検索は、アクセラレーター・システム1の代替キー・ロケーション・テーブルAL1を用いて、バイナリー・サーチを行い、ターゲット・キー値が含まれる代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーを検索する。

代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーに、そのエントリーが管理しているブロックの代替キー値の最小値と最大値の両方を保持している場合には、その最小値と最大値とターゲット・キー値の比較を行い、ターゲット・キー値が当該代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーの最小値と最大値の間であ

る場合には、当該代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーが管理しているブロック（当該代替キー・プライマリー・ロックに代替キー・オーバーフロー・ロックが連結されている場合には、代替キー・オーバーフロー・ロックも含む）に代替キー・エントリーが格納されてい得る。

若しくは、次の代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーの最小値より小さくて、当該代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーの最大値より大きい場合には、ターゲット・キー値を持つレコードはデータベース上に存在しないことになる。

【0128】

代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーに、その代替キー・エントリーが管理している代替キー・ロックの代替キー値の最小値と最大値の何れか一方を保持している場合には、前後の代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーの代替キー値（最小値または最大値）と比較して、対象代替キー・ロックを決定する。

また、代替キー・ロケーション・テーブルには、同一の代替キー値を持つ代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーが複数存在する可能性がある。これは、代替キーがノン・ユニークでよいという属性を持っているからである。代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーが複数存在する場合には、以下の動作を同一の代替キー値を持つ代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーの数だけ実行する。

【0129】

検索した代替キー・エントリーが、代替キー・ロック番号「n」を指していたとする。代替キー・ロックはアクセラレーター・システム1には存在せず、プライマリー・システム0にのみ存在する。

そこで、代替キー・ロックの代替キー・エントリーに対するアクセスは、プライマリー・システム0にある代替キー・ロック「n」に対して行うことになる。代替キー・ロック「n」にターゲット・キー値を持つ代替キー・エントリーが存在すれば、その代替キー・エントリーが目的のエントリーとなる。ロック「n」にターゲット・キー値を持つ代替キー・エントリーが存在しなければ、

そのターゲット・キー値を持つレコードが存在しないということになる。

これまでで、代替キー・エントリーの検索を終了した。代替キー・エントリーには、代替キー値とその代替キー値を持つレコードの主キー値の他、必要に応じて、レコードが格納されているロックの番号、またはロックのアドレスを保持している。

目的のレコードを検索するためには、再度、アクセラレーター・システム1で、ロケーション・テーブルL1を使用して、ターゲット・レコードを含むロックを探す必要がある。

【0130】

代替キー・エントリーにロック番号を保持している場合は、アクセラレーター・システム1のロケーション・テーブルL1を直接的に検索する。ロケーション・テーブルL1のエントリーの長さと、ロック番号を掛けたものが、ロケーション・テーブルL1の先頭からの変位となるからである。そうして検索したロケーション・テーブル・エントリーが指しているロックに目的のレコードが格納されることになる。ロックはプライマリー・システム0のロックを参照する。当該ロック内で、検索で求めた代替キー・エントリーが指している主キー値を持つレコードの検索を行う。この場合には、レコードが見つからないという状態は発生しない。

代替キー・エントリーにロック・アドレスを保持している場合は、アクセラレーター・システム1のロケーション・テーブルL1を見る必要はなく代替キー・エントリーが指しているロック・アドレスのロックに目的のレコードが格納されることになる。ロックはプライマリー・システム0のロックを参照する。当該ロック内で、検索で求めた代替キー・エントリーが指している主キー値を持つレコードの検索を行う。この場合には、レコードが見つからないという状態は発生しない。

【0131】

ロック番号及びロック・アドレスの何れも保持していない形式である場合には、検索で求めた代替キー・エントリーが挿している主キー値を持つレコードの検索を行うため、まず、アクセラレーター・システム1のロケーション・テー

ブルL1上で、当該主キー値をターゲット・キー値としてバイナリー・サーチを行い、ロケーション・テーブル・エントリーを検索する。そこで求めたブロック番号を元に、プライマリー・システム0のブロック内で対象レコードの検索を行う。この場合には、レコードが見つからないという状態は発生しない。

検索の場合は、レコードの更新が発生しないため、ロケーション・テーブルの更新も発生せず、プライマリー・システムからアクセラレーター・システムに対して情報の送信を行うことは無い。また、原則的に排他は不要である。

【0132】

[レコードの追加、更新、削除：アクセラレーター・システムの場合]

以上で主キーおよび代替キーでの検索の場合を述べた。検索で用いた方式を応用することで、レコードの追加、更新、削除が行える。

レコードの追加は主キーによって実行される。代替キーはノン・ユニークなキーであるため、代替キー値でレコードを検索した場合には、複数のレコードが該当する可能性がある。更新と削除を代替キーで実行する場合には、同一の代替キー値を持つ対象レコードを順次読み込んで、その主キー値やデータの内容によって、更新を行うか否か、削除を行うか否かの選択を行うことになる。

【0133】

まず、レコードの追加の場合に関して記述する。

レコードを追加する場合には、そのレコードがどのブロックに格納されるかを見つける必要がある。「データ格納検索方式」では、レコードはブロック内に主キー値の順番で格納され、ブロック間では、ブロック番号の大きいブロックに格納されているレコードの主キー値は、小さいブロック番号のブロックに格納されているレコードの主キー値より大きくなっているからである。

追加しようとする場合には、アクセラレーター・システム1のロケーション・テーブルL1の検索により、対象ブロックを検索する。

【0134】

[レコードの追加：アクセラレーター・システムの場合]

アクセラレーター・システム1上でレコードの追加を行う場合には、まず、ロケーション・テーブルL1をバイナリー・サーチして、追加するレコードの主キ

一値を持つロケーション・テーブル・エントリーを検索する。ロケーション・テーブル・エントリーに、そのエントリーが管理しているブロックの主キー値の最小値と最大値の両方を保持している場合には、その最小値と最大値とターゲット・キー値の比較を行い、ターゲット・キー値が当該代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーの最小値と最大値の間である場合には、当該ロケーション・テーブル・エントリーが管理しているブロック（当該プライマリー・ブロックにオーバーフロー・ブロックが連結されている場合には、オーバーフロー・ブロックも含む）にレコードを格納することになる。

若しくは、次のロケーション・テーブル・エントリーの最小値より小さくて、当該ロケーション・テーブル・エントリーの最大値より大きい場合にも、ターゲット・キー値を持つレコードは当該ブロックに格納することになる。

ロケーション・テーブル・エントリーに、そのエントリーが管理しているブロックの主キー値の最小値と最大値の何れか一方を保持している場合には、前後のロケーション・テーブル・エントリーの主キー値（最小値または最大値）と比較して、対象ブロックを決定する。

【0135】

検索したエントリーが、ブロック番号「n」を指していたとする。ブロックはアクセラレーター・システムには存在せず、ブロックプライマリー・システム0に存在しているので、それに対してアクセスする。

ブロック内のレコードに対する検索は、プライマリー・システム0にある、ブロック「n」に対して行うことになる。この場合は、更新系の処理要求となるので、プライマリー・システム0のロケーション・テーブルL0の当該エントリーと、当該エントリーが指しているブロックの排他を行ってから、以下の動作を行う。排他は、「特願2002-264283号 データ及びデータベースの無停止自動再編成システム、並びに、データ及びデータベース」で発明した、ロケーション・テーブル・エントリーとブロックに排他情報を書き込む方式が高速化のためには好ましい。

【0136】

ブロック「n」内のレコードを調べ、ターゲット・キー値より小さい主キー値

の内、最大の主キー値を持つレコードを見つける。そのレコードの次のアドレスに、当該レコードを挿入することになる。レコードを挿入するためには、挿入するレコードより、上位アドレスにあるレコードを挿入レコードが占める領域の分だけアドレスの上位方向に動かしておく必要がある。また、上位方向に移動することによって、オーバーフロー・ブロックが発生する場合には、オーバーフロー・ブロックの追加を行い、レコードの移動を行う。その後、レコードの追加を行う。

【0137】

このようにして、レコードの追加が行われるが、レコードが挿入となる場合には、ロケーション・テーブルL0の変更は行われないので、ロケーション・テーブルL0の変更をプライマリー・システム0からアクセラレーター・システム1に通知する必要は無い。

【0138】

このレコードの追加によって、ロケーション・テーブルが変更される場合は、追加されるレコードの主キー値が当該ブロック内で最大のキー値を持つ場合である。この場合には、プライマリー・システムのロケーション・テーブルL0の当該ロケーション・テーブル・エントリーの情報の更新を行う。それに伴って、プライマリー・システム0からアクセラレーター・システム1に対して当該ロケーション・テーブル・エントリーの更新情報を送信する。更新後のロケーション・テーブル・エントリーの内容（Aログ）と、どのロケーション・テーブル・エントリーであるかの識別情報（ブロック番号）が情報である。

この送信は同期密結合方式であるので、アクセラレーター・システム1で更新が完了するまで、プライマリー・システムでは排他解除を行わず、新たなトランザクション処理で、同一のブロックなどに対する排他が発生した場合には、排他待ちになる。

レコード追加の特殊な場合として、最終ブロックの次に新たにブロックを作成して、そこにレコードを格納する場合があるが、新たにブロックを追加し、そのブロックを管理するためにロケーション・テーブルに新たにエントリーを追加する必要があるが、それ以降は、上述の追加の場合と同様である。

排他解除は、これから記述する代替キー・エントリーの追加が完了してから実施する。

【0139】

[レコードの追加に伴う代替キー・エントリーの追加：アクセラレーター・システムの場合]

ところが、レコードが追加されると、それに伴って代替キー・エントリーの追加が行われる。プライマリー・システムで代替キーを使用していない場合は不要であるが、ここでは、代替キーが3種類（A, B, C）存在する場合について述べる。

代替キーが3種類ある場合には、レコード追加によって3種類の代替キー・エントリーの追加が行われる。非登録キーのように代替キー・エントリーを作成しない場合は、代替キー・エントリーの追加が無いだけなので、動作としては単純になるだけである。よって、ここでは非登録の場合の説明を省略する。

代替キー・エントリーがA e, B e, C eの3つ作成される。この各々を代替キー・テーブルA, B, Cに格納する必要がある。代替キー・テーブルAの場合について述べる。アクセラレーター・システム1上で、代替キー・ロケーション・テーブルAL1をA eの代替キー値をターゲット・キー値としてバイナリー・サーチする。

【0140】

代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーに、その代替キー・エントリーが管理しているロックの主キー値の最小値と最大値の両方を保持している場合には、その最小値と最大値とターゲット・キー値の比較を行い、ターゲット・キー値が当該代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーの最小値と最大値の間である場合には、当該ロケーション・テーブル・エントリーが管理しているロック（当該プライマリー・ロックにオーバーフロー・ロックが連結されている場合には、オーバーフロー・ロックも含む）に当該代替キー・エントリーを格納することになる。

若しくは、次の代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーの最小値より小さくて、当該代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーの最大値より大

きい場合にも、ターゲット・キー値を持つ代替キー・エントリーは当該代替キー・ロックに格納することになる。

【0141】

代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーに、その代替キー・エントリーが管理している代替キー・ロックの代替キー値の最小値と最大値の何れか一方を保持している場合には、前後の代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーの代替キー値（最小値または最大値）と比較して、対象ロックを決定する。

目的の代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーの検索をアクセラレーター・システムで完了したら、その代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーに対応する、プライマリー・システム0の当該代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーと、当該代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーが指している代替キー・ロックの排他を実行する。つまり、代替キー・ロックはプライマリー・システム上にのみ存在しているので、代替キー・ロックに対する操作はプライマリー・システム上で実行する。

この排他順序は、「特願2002-264283号 データ及びデータベースの無停止自動再編成システム、並びに、データ及びデータベース」で述べてあるように、ロケーション・テーブル、ロック、代替キー・ロケーション・テーブル、代替キー・ロックの排他順序が一定であるので、デッドロックが発生する可能性は、非常に少なくなる。従来の方式では、この排他順序が逆になる場合があったため、デッドロックの可能性が大きくなっていた。

【0142】

これ以下の動作は、プライマリー・システムでの実行となる。ここで、A e の挿入を行うのであるが、対象代替キー・ロックの中の代替キー・エントリーを調べる。代替キーはノン・ユニークであるので、同一の代替キー値を持つエントリーが存在する場合がある。

まず、ターゲット・キー値と同一の代替キー値を持つ代替キー・エントリーが存在する場合について述べる。この場合は、同一の代替キー値を持つ代替キー・エントリーの内、追加対象代替キー・エントリーの主キーに着目し、追加対象代

代替キー・エントリーの主キー値より小さい主キー値の内、最大の主キー値を持つ代替キー・エントリーの次のアドレスに、当該代替キー・エントリーを挿入することになる。代替キー・エントリーを挿入するためには、挿入する代替キー・エントリーより、上位アドレスにある代替キー・エントリーを追加対象代替キー・エントリーが占める領域の分だけアドレスの上位方向に動かしておく必要がある。また、上位方向に移動することによって、代替キー・オーバーフロー・ブロックが発生する場合には、代替キー・オーバーフロー・ブロックの追加を行い、代替キー・エントリーの移動を行う。その後、代替キー・エントリーの追加を行う。

【0143】

次に、ターゲット・キー値と同一の代替キー値を持つ代替キー・エントリーが存在しない場合に関して述べる。この場合は、対象ブロック内の代替キー値を持つ代替キー・エントリーの内、追加対象代替キー・エントリーの代替キー値より小さい主キー値の内、最大の代替キー値を持つ代替キー・エントリーの次のアドレスに、当該代替キー・エントリーを挿入することになる。代替キー・エントリーを挿入するためには、挿入する代替キー・エントリーより、上位アドレスにある代替キー・エントリーを追加対象代替キー・エントリーが占める領域の分だけアドレスの上位方向に動かしておく必要がある。また、上位方向に移動することによって、代替キー・オーバーフロー・ブロックが発生する場合には、代替キー・オーバーフロー・ブロックの追加を行い、代替キー・エントリーの移動を行う。その後、代替キー・エントリーの追加を行う。

【0144】

この代替キー・エントリーの追加によって、代替キー・ロケーション・テーブルが変更される場合は、追加される代替キー値が当該ブロック中で最大のキー値を持つ場合である。この場合には、代替キー・ロケーション・テーブル L 0 の当該代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーの情報の更新を行う。それに伴って、プライマリー・システム 0 からアクセラレーター・システム 1 に対して当該代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーの更新情報を送信する。更新後の代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーの内容（A ログ）

と、どの代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーであるかの識別情報（ブロック番号）が情報である。

【0145】

この送信は同期密結合方式であるので、アクセラレーター・システム1で更新が完了するまで、プライマリー・システムでは排他解除を行わず、新たなトランザクション処理で、同一のブロックなどに対する排他が発生した場合には、排他待ちになる。

この代替キー・エントリーの追加は、代替キー・テーブルB, Cに関しても同様に実施する。

代替キー・テーブルA, B, Cへの代替キー・エントリーの追加が完了したら、これまでの排他を解除する。

【0146】

[主キーによるレコードの更新：アクセラレーター・システムの場合]

[主キーによるレコードの更新に伴う、ロケーション・テーブルとブロックの更新：アクセラレーター・システムの場合]

アクセラレーター・システム1上でレコード更新要求に基づく処理を行う場合には、まず、ロケーション・テーブルL1をバイナリー・サーチして、更新するレコードの主キー値を持つロケーション・テーブル・エントリーを検索する。ロケーション・テーブル・エントリーに、そのエントリーが管理しているブロックの主キー値の最小値と最大値の両方を保持している場合には、その最小値と最大値とターゲット・キー値の比較を行い、ターゲット・キー値が当該ロケーション・テーブル・エントリーの最小値と最大値の間である場合には、当該ロケーション・テーブル・エントリーが管理しているブロック（当該プライマリー・ブロックにオーバーフロー・ブロックが連結されている場合には、オーバーフロー・ブロックも含む）にレコードを格納されてい得ることになる。

ロケーション・テーブル・エントリーに、そのエントリーが管理しているブロックの主キー値の最小値と最大値の何れか一方を保持している場合には、前後のロケーション・テーブル・エントリーの主キー値（最小値または最大値）と比較して、対象ブロックを決定する。

【0147】

検索したエントリーが、ブロック番号「n」を指していたとする。ブロックはプライマリー・システム0に存在しているので、それに対してアクセスする。

ブロック内のレコードに対する検索は、プライマリー・システム0にある、ブロック「n」に対して行うことになる。この場合は、更新系の処理要求となるので、プライマリー・システム0のロケーション・テーブルL0の当該エントリーと、当該エントリーが指しているブロックの排他を行ってから、以下の動作を行う。排他は、「特願2002-264283号 データ及びデータベースの無停止自動再編成システム、並びに、データ及びデータベース」で発明した、ロケーション・テーブル・エントリーとブロックに排他情報を書き込む方式を使用することが、排他の高速化のために好ましい。

【0148】

ブロック「n」内のレコードを調べ、ターゲット・キー値と同じ主キー値を持つレコードを見つけ、そのレコードを更新処理することになる。また、ブロック内にターゲット・キー値を持つレコードが存在しない場合には、レコードが存在しないということになる。

このようにして、レコードの更新が行われるが、主キー値の更新は許されないので、ロケーション・テーブルL0の変更は行われない。主キー値の更新を行いたい場合は、当該主キー値を持ったレコードを一旦削除し、新たな主キー値を持ったレコードを追加すると言う方法を探る。よって、主キー値が「変更」される場合は、レコード追加と削除の説明で十分である。

排他解除は、これから記述する代替キー・エントリーの追加が完了してから実施する。

【0149】

[主キーによるレコードの更新に伴う代替キー・エントリーの追加、削除：アクセラレーター・システムの場合]

レコードが更新されると、それに伴って代替キー・エントリーの更新、実際にには追加と削除が行われる場合がある。プライマリー・システムで代替キーを使用していない場合は不要であるが、ここでは、代替キーが3種類（A, B, C）存

在する場合に関して述べる。レコード更新の場合は、必ず代替キー・エントリーの更新が行われるわけではなく、レコードの項目（フィールド）で代替キーに指定した項目が更新された場合に、代替キー・エントリーの更新が必要となる。

代替キーが3種類ある場合には、レコード更新によって0種類から3種類の代替キー・エントリーの更新が行われる。非登録キーのように代替キー・エントリーを作成しない場合は、代替キー・エントリーの追加が無いだけなので、動作としては単純になるだけである。よって、ここでは省略する。

ここでは、すべての代替キー・エントリーが更新される場合を例にとって説明する。新しい代替キー・エントリーがAen、Ben、Cenの3つ作成され、これらの代替キー・エントリーの追加が必要になる。逆に、当該レコードのそれまでの代替キー・エントリーAeo、Beo、Ceоは不要となり、削除が必要になる。

【0150】

Aen、Ben、Cenの3つの代替キー・エントリーの各々を代替キー・テーブルA、B、Cに格納する必要がある。代替キー・テーブルAの場合に関して述べる。アクセラレーター・システム上で、代替キー・ロケーション・テーブルAL1をAenの代替キー値をターゲット・キー値としてバイナリー・サーチする。

これ以下の動作は、レコード追加による代替キー・エントリーの追加の場合と同様であるので、省略する。また、Ben、Cenに関しては、Aenの場合と同様であるので、これも省略する。

【0151】

次に、代替キー・エントリーAeo、Beo、Ceоの各々を、代替キー・テーブルA、B、Cから削除する必要がある。前記の説明と同様に、Aeoの場合に関して説明を行う。やはり、アクセラレーター・システム1上で、代替キー・ロケーション・テーブルAL1を使用して、Aeoの中にある代替キー値をターゲット・キー値として、バイナリー・サーチを行う。

代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーに、そのエントリーが管理している代替キー・ロックの代替キー値の最小値と最大値の両方を保持している

場合には、その最小値と最大値とターゲット・キー値の比較を行い、ターゲット・キー値が当該代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーの最小値と最大値の間である場合には、当該代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーが管理している代替キー・ロック（当該代替キー・プライマリー・ロックに代替キー・オーバーフロー・ロックが連結されている場合には、代替キー・オーバーフロー・ロックも含む）に当該代替キー・エントリーが格納されていることになる。

【0152】

代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーに、そのエントリーが管理している代替キー・ロックの代替キー値の最小値と最大値の何れか一方を保持している場合には、前後の代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーの代替キー値（最小値または最大値）と比較して、対象ロックを決定する。

目的の代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーの検索を完了したら、プライマリー・システム0の当該代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーと、当該代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーが指している代替キー・ロックの排他を実行する。

この排他順序は、「データ及びデータベースの無停止自動再編成システム、並びに、データ及びデータベース」で述べてあるように、ロケーション・テーブル、ロック、代替キー・ロケーション・テーブル、代替キー・ロックの排他順序が一定であるので、デッドロックが発生する可能性は、非常に少なくなる。

【0153】

ここで、Aeoの削除を行うのであるが、対象代替キー・ロックの中の代替キー・エントリーを調べる。代替キーはノン・ユニークであるので、同一の代替キー値を持つ代替キー・エントリーが存在する場合があるので、代替キー値と主キー値が一致する代替キー・エントリーを見つける。

代替キー・エントリーが見つからないということは有り得ない。

次に、ターゲット・キー値と同一の代替キー値と主キー値を持つ代替キー・エントリーの削除を行う。代替キー・エントリーを削除すると、削除した代替キー・エントリーが占めていた領域が空くことになる。このままでは、その後の代替

キーによる検索に支障を来たすので、削除する代替キー・エントリーより、上位アドレスにある代替キー・エントリーを削除対象代替キー・エントリーが占めていた領域の分だけアドレスの下位方向に動かしておく必要がある。また、下位方向に移動することによって、代替キー・オーバーフロー・ロックにあった代替キー・エントリーが、それよりも前の代替キー・オーバーフロー・ロックまたは代替キー・プライマリー・ロックに格納されてしまう場合には、当該代替キー・オーバーフロー・ロックが不要となるが、この場合は、当該代替キー・オーバーフロー・ロックを未使用ロックとしてもよいし、そのまま接続してもよい。接続しておく場合の、当該代替キー・オーバーフロー・ロックの代替キー値の最小値と最大値は、直前の代替キー・プライマリー・ロックまたは代替キー・オーバーフロー・ロックの代替キー値と、次の、代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーの代替キーの最小値と矛盾しない範囲で、最小値と最大値を同一にしておくことがほしい。

【0154】

この代替キー・エントリーの追加と削除によって、代替キー・ロケーション・テーブルが変更される場合は、追加される代替キー値が当該ロック中で最大のキー値を持つ場合と、削除される代替キー値が当該ロック中で最小または最大のキー値を持つ場合である。この場合には、代替キー・ロケーション・テーブルの当該代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーの情報の更新を行う。それに伴って、プライマリー・システム0からアクセラレーター・システム1に対して当該代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーの更新情報を送信する。更新後の代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーの内容（Aログ）と、どの代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーであるかの識別情報（ロック番号）が情報である。

この送信は同期密結合方式であるので、アクセラレーター・システム1で更新が完了するまで、プライマリー・システムでは排他解除を行わず、新たなトランザクション処理で、同一のロックなどに対する排他が発生した場合には、排他待ちになる。

この代替キー・エントリーの追加は、代替キー・テーブルB, Cに関しても同

様に実施する。

代替キー・テーブルA, B, Cへの代替キー・エントリーの追加・削除が完了したら、これまでの排他を解除する。

【0155】

[代替キーによるレコードの更新：アクセラレーター・システムの場合]

アクセラレーター・システム1上で行う場合には、まず、代替キー・ロケーション・テーブルAL1をバイナリー・サーチして、更新するレコードの代替キー値を持つ代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーを見つけ出す。

代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーを検索した後、その代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーが指しているプライマリー・システム0上の代替キー・ロック内を検索し、代替キー・エントリーを検索する。代替キー・エントリーが検索できたら、再度、アクセラレーター・システム1上で、ロケーション・テーブルL1を使用して、バイナリー・サーチを行い、レコードが格納されているロックを検索する。

この動作は、代替キーによる検索で述べた方法と同様である。

代替キーはノン・ユニークなキーであるため、代替キー値でレコードを検索した場合には、複数のレコードが該当する可能性がある。更新を代替キーで実行する場合には、同一の代替キー値を持つ対象レコードを順次読み込んで、その主キー値やデータの内容によって、更新を行うか否かの選択を行うことになる。ここでは、複数のレコードを順次更新するものとする。

【0156】

検索したロケーション・テーブル・エントリーが、ロック番号「n」を指していたとする。ロックはプライマリー・システム0に存在しているので、それに対してアクセスする。

ロック内のレコードに対する検索は、プライマリー・システム0にあるロック「n」に対して行うことになる。この場合は、更新系の処理要求となるので、プライマリー・システム0のロケーション・テーブルL0の当該エントリーと、当該エントリーが指しているロックの排他を行ってから、以下の動作を行う。排他は、「特願2002-264283号 データ及びデータベースの無停止

自動再編成システム、並びに、データ及びデータベース」で発明した、ロケーション・テーブル・エントリーとブロックに排他情報を書き込む方式を使用することが、排他の高速化のために好ましい。

ブロック「n」内のレコードを調べ、ターゲット・キー値と同じ主キー値を持つレコードを見つける。ブロック内にターゲット・キー値を持つレコードが存在しない場合は有り得ない。

このようにして、レコードの更新が行われるが、主キー値の更新は許されないので、ロケーション・テーブルL0の変更は行われない。主キー値の更新を行いたい場合は、当該主キー値を持ったレコードを一旦削除し、新たな主キー値を持ったレコードを追加すると言う方法を探る。

排他解除は、これから記述する代替キー・エントリーの追加が完了してから実施する。

【0157】

[代替キーによるレコードの更新に伴う代替キー・エントリーの追加、削除：プライマリー・システムの場合]

レコードが更新されると、それに伴って代替キー・エントリーの更新、実際に追加と削除が行われる場合がある。プライマリー・システムで代替キーを使用していない場合は不要であるが、ここでは、代替キーが3種類（A, B, C）存在する場合に関して述べる。レコード更新の場合は、必ず代替キー・エントリーの更新が行われるわけではなく、レコードの項目（フィールド）で代替キーに指定した項目が更新された場合に、代替キー・エントリーの更新が必要となる。

代替キーが3種類ある場合には、レコード更新によって0種類から3種類の代替キー・エントリーの更新が行われる。非登録キーのように代替キー・エントリーを作成しない場合は、代替キー・エントリーの追加が無いだけなので、動作としては単純になるだけである。よって、ここでは省略する。

ここでは、すべての代替キー・エントリーが更新される場合を例にとって説明する。新しい代替キー・エントリーがAen、Ben、Cenの3つ作成され、これらの代替キー・エントリーの追加が必要になる。逆に、当該レコードのそれまでの代替キー・エントリーAeo、Beo、Ceоは不要となり、削除が必要

になる。

この代替キー・エントリーの追加・削除は、「主キーによるレコード更新による、代替キー・エントリーの更新」と方式が同様であるので、説明は省略する。

【0158】

[主キーによるレコードの削除：アクセラレーター・システムの場合]

アクセラレーター・システム1上で行う場合には、まず、ロケーション・テーブルL1をバイナリー・サーチして、削除するレコードの主キー値を持つロケーション・テーブル・エントリーを検索する。ロケーション・テーブル・エントリーに、そのエントリーが管理しているロックの主キー値の最小値と最大値の両方を保持している場合には、その最小値と最大値とターゲット・キー値の比較を行い、ターゲット・キー値が当該ロケーション・テーブル・エントリーの最小値と最大値の間である場合には、当該ロケーション・テーブル・エントリーが管理しているロック（当該プライマリー・ロックにオーバーフロー・ロックが連結されている場合には、オーバーフロー・ロックも含む）にレコードが格納されてい得ることになる。

ロケーション・テーブル・エントリーに、そのエントリーが管理しているロックの主キー値の最小値と最大値の何れか一方を保持している場合には、前後のロケーション・テーブル・エントリーの主キー値（最小値または最大値）と比較して、対象ロックを決定する。

【0159】

検索したエントリーが、ロック番号「n」を指していたとする。ロックはプライマリー・システム0に存在しているので、それに対してアクセスする。

ロック内のレコードに対する検索は、プライマリー・システム0にある、ロック「n」に対して行うことになる。この場合は、更新系の処理要求となるので、プライマリー・システム0のロケーション・テーブルL0の当該エントリーと、当該エントリーが指しているロックの排他を行ってから、以下の動作を行う。排他は、「特願2002-264283号 データ及びデータベースの無停止自動再編成システム、並びに、データ及びデータベース」で発明した、ロケーション・テーブル・エントリーとロックに排他情報を書き込む方式を使用する

ことが、排他の高速化のために好ましい。

【0160】

ブロック「n」内のレコードを調べ、ターゲット・キー値と同じ主キー値を持つレコードを見つける。そのレコードを削除処理することになる。ブロック内にターゲット・キー値を持つレコードが存在しない場合は、当該レコードは存在しないことになる。

このようにして、レコードの削除が行われる。レコードを削除すると、削除したレコードが占めていた領域が空くことになる。このままでは、その後の主キーによる検索に支障を来たすので、削除するレコードより上位アドレスにあるレコードを削除対象レコードが占めていた領域の分だけアドレスの下位方向に動かしておく必要がある。また、下位方向に移動することによって、オーバーフロー・ブロックにあったレコードが、それよりも前のオーバーフロー・ブロックまたはプライマリー・ブロックに格納されてしまう場合には、オーバーフロー・ブロックが不要となるが、この場合は、当該オーバーフロー・ブロックを未使用ブロックとしてもよいし、そのまま接続しておいてもよい。接続しておく場合の、当該ブロックの主キー値の最小値と最大値は、直前のプライマリー・ブロックまたはオーバーフロー・ブロックの主キー値と、次の、ロケーション・テーブル・エントリーの主キーの最小値と矛盾しない範囲で、最小値と最大値を同一にしておくことが好ましい。

【0161】

このレコードの削除によって、ロケーション・テーブルが変更される場合は、削除される主キー値が当該ブロック中で最小または最大のキー値を持つ場合で且つ、代替キー・エントリーに主キー値の最小値または最大値を持っている場合である。この場合には、代替キー・ロケーション・テーブルの当該代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーの情報の更新を行う。

排他解除は、これから記述する代替キー・エントリーの追加が完了してから実施する。

【0162】

[主キーによるレコードの削除に伴う代替キー・エントリーの削除：プライマリ]

一・システムの場合】

ところが、レコードが削除されると、それに伴って代替キー・エントリーの更新、実際には削除が行われる。プライマリー・システムで代替キーを使用していない場合は不要であるが、ここでは、代替キーが3種類（A, B, C）存在する場合に関して述べる。レコード削除の場合は、必ず代替キー・エントリーの更新が行われる。

代替キーが3種類ある場合には、レコード削除によって3種類の代替キー・エントリーの削除が行われる。

これまでの代替キー・エントリーA e、B e、C eの3つが削除対象となる。代替キー・エントリーの削除は、代替キー・エントリーの追加と削除の中の削除に関するところで述べた説明と同様であるので、ここでは省略する。

【0163】

この代替キー・エントリーの追加と削除によって、代替キー・ロケーション・テーブルが変更される場合は、追加される代替キー値が当該ブロック中で最大のキー値を持つ場合と、削除される代替キー値が当該ブロック中で最小または最大のキー値を持つ場合である。この場合には、代替キー・ロケーション・テーブルの当該代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーの情報の更新を行う。

【0164】

それに伴って、プライマリー・システム0からアクセラレーター・システム1に対して当該代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーの更新情報を送信する。更新後の代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーの内容（Aログ）と、どの代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーであるかの識別情報（ブロック番号）が情報である。

この送信は同期密結合方式であるので、アクセラレーター・システム1で更新が完了するまで、プライマリー・システムでは排他解除を行わず、新たなトランザクション処理で、同一のブロックなどに対する排他が発生した場合には、排他待ちになる。

この代替キー・エントリーの追加は、代替キー・テーブルB, Cに関しても同様に実施する。

代替キー・テーブルA, B, Cへの代替キー・エントリーの追加・削除が完了したら、これまでの排他を解除する。

【0165】

[代替キーによるレコードの削除：アクセラレーター・システムの場合]

アクセラレーター・システム1上で行う場合には、まず、代替キー・ロケーション・テーブルAL1をバイナリー・サーチして、削除するレコードの代替キー値を持つ代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーを検索する。

代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーを検索した後、プライマリー・システム上の代替キー・ロック内を検索し、代替キー・エントリーを見つける。代替キー・エントリーが検索できたら、ロケーション・テーブルL1を使用して、バイナリー・サーチを行い、レコードが格納されているロックを検索する。

この動作は、代替キーによるレコードの検索で述べた方法と同様である。

代替キーはノン・ユニークなキーであるため、代替キー値でレコードを検索した場合には、複数のレコードが該当する可能性がある。削除を代替キーで実行する場合には、同一の代替キー値を持つ対象レコードを順次読み込んで、その主キー値やデータの内容によって、削除を行うか否かの選択を行うことになる。ここでは、複数のレコードを順次削除するものとする。

【0166】

検索したロケーション・テーブル・エントリーが、ロック番号「n」を指していたとする。ロックはプライマリー・システム0に存在しているので、それに対してアクセスする。

ロック内のレコードに対する検索は、プライマリー・システム0にあるロック「n」に対して行うことになる。この場合は、更新系の処理要求となるので、プライマリー・システム0のロケーション・テーブルL0の当該エントリーと、当該エントリーが指しているロックの排他を行ってから、以下の動作を行う。排他は、「データ及びデータベースの無停止自動再編成システム並びにデータ及びデータベース」で発明した、ロケーション・テーブル・エントリーとロックに排他情報を書き込む方式を使用することが、排他の高速化のために好ましい

【0167】

ブロック「n」内のレコードを調べ、ターゲット・キー値と同じ主キー値を持つレコードを見つける。ブロック内にターゲット・キー値を持つレコードが存在しない場合は有り得ない。

この後、「主キーによるレコードの削除」の場合と同様に、ブロック内で削除レコードが占めていた領域を詰め、必要に応じてロケーション・テーブル・エントリーの更新を行い、代替キー・エントリーの削除を行う。

このようにして、レコードの削除を行う。

一連の動作が完了したら、排他解除を行う。

以上で、アクセラレーター・システム内でのデータ（レコード）の検索、追加、更新、削除に伴うプライマリー・システム内での動作と、それに伴う、アクセラレーター・システムの動作に関して述べた。

【0168】

[アクセラレーター・システムを複数作成する場合]

以上で、アクセラレーター・システム1が存在する場合に関して述べたが、アクセラレーター・システムを複数作成することが可能である。アクセラレーター・システム2、3、4、……、nが存在する場合の動作は、単一のアクセラレーター・システムの場合と殆ど同様である。違いは、プライマリー・システムでロケーション・テーブルまたは代替キー・ロケーション・テーブルに変更が発生した場合に、アクセラレーター・システム1にのみ情報を送信し、情報の更新完了を待つのではなく、すべてのアクセラレーター・システム2、3、……、nに情報を送信し、すべてのアクセラレーター・システムでの情報の更新完了を待つ、ということである。

【0169】

ロケーション・テーブル及び代替キー・ロケーション・テーブルの更新は、プライマリー・システム上で最初に発生するが、そのきっかけとなるのは、各アクセラレーター・システムからの、データ追加、更新、削除要求である。アクセラレーター・システム1、2、3、……、nからのデータ追加、更新、削除要

求で、プライマリー・システムのロケーション・テーブル及び代替キー・ロケーション・テーブルの更新が発生すると、その更新情報を、すべてのアクセラレーター・システムに送信し、同期更新を行う。

また、ロケーション・テーブル、または、代替キー・ロケーション・テーブルに変更があった場合にのみ変更情報を送信するので、従来の方法のように、完全なミラー・コピーを持つ方法に比較して、データ送信量が大幅に少なく、また、アクセラレーター・システムで必要な格納領域が、プライマリー・システムに比較して大幅に少なくて済むという利点がある。

更に、各アクセラレーター・システムでエントリーに対する検索を独立して行うので、システムの負荷が分散でき、従来の方法に比較して、大幅なスケーラビリティの向上が行える。

【0170】

[バックアップ・リカバリー方式との連携]

次に、「データバックアップ・リカバリー方式」との同時使用が可能であることを説明する。

バックアップ・リカバリーは同期密結合方式と、非同期疎結合方式がある。同期密結合方式のバックアップ・リカバリーと、アクセラレーター・システムにおける、ロケーション・テーブルおよび／または代替キー・ロケーション・テーブルの更新は、同期を取って実行する。しかしながら、バックアップ・リカバリーは、ロケーション・テーブルおよび／または代替キー・ロケーション・テーブルの更新よりも、ロックおよび／または代替キー・ロック（何れもオーバーフロー・ロックを含む）の更新機会の方がはるかに多いので、バックアップ・リカバリーにおけるセカンダリー・システムの更新の都度、アクセラレーター・システムの更新が必要になるものでは無い。

バックアップ・リカバリーが非同期疎結合方式の場合には、アクセラレーター・システムのみ、同期密結合方式で実行する。

【0171】

[再編成システムとの連携]

次に、「データ及びデータベースの無停止自動再編成システム、並びに、データ

タ及びデータベース」との同時使用が可能であることを説明する。

プライマリー・システムで再編成を行う場合には、同時にアクセラレーター・システムにも、現用のロケーション・テーブルに対して、新規のロケーション・テーブルを用意して、ロケーション・テーブルとロックの再編成を実行する。プライマリー・システムとアクセラレーター・システムの再編成は同期をとって実行する。

アクセラレーター・システムでも、再編成ポインターを保持し、プライマリー・システムの再編成ポインターと同期させる。同期させるというのは、再編成ポインターが指しているロケーション・テーブル・エントリーの位置が、プライマリー・システムとアクセラレーター・システムで同じにするということである。検索等のターゲット・キー値が再編成ポインターが指しているロケーション・テーブルの主キー値の最小値よりより小さい場合には、新規のロケーション・テーブルを使用し、検索等のターゲット・キー値が再編成ポインターが指しているロケーション・テーブルの主キー値の最小値以上である場合には、現用のロケーション・テーブルを使用して、バイナリー・サーチを実行し、目的のレコードを検索する。

【0172】

同様に、プライマリー・システムで代替キー・テーブルの再編成を行う場合には、同時にアクセラレーター・システムにも、現用の代替キー・ロケーション・テーブルに対して、新規の代替キー・ロケーション・テーブルを用意して、代替キー・ロケーション・テーブルと代替キー・ロックの再編成を実行する。プライマリー・システムとアクセラレーター・システムの再編成は同期をとって実行する。

アクセラレーター・システムでも、再編成ポインターを保持し、プライマリー・システムの再編成ポインターと同期させる。同期させるというのは、再編成ポインターが指しているロケーション・テーブル・エントリーの位置が、プライマリー・システムとアクセラレーター・システムで同じにするということである。

検索等のターゲット・キー値が再編成ポインターが指している代替キー・ロケーション・テーブルの代替キー値の最小値よりより小さい場合には、新規の代替

キー・ロケーション・テーブルを使用し、検索等のターゲット・キー値が再編成ポインターが指している代替キー・ロケーション・テーブルの主キー値の最小値以上である場合には、現用の代替キー・ロケーション・テーブルを使用して、バイナリー・サーチを実行し、目的の代替キー・エントリーを検索する。

代替キー・エントリーが見つかったら、そのエントリーが持っている情報により、ロケーション・テーブルからブロックを探し、レコードの検索を行う。このように行することで、再編成システムとの連携が可能である。

【0173】

[対称システム]

プライマリー・システムは、1つのロケーション・テーブルと g 種類の代替キー・テーブルを持つ構造をしている場合に、この $(1 + g)$ 個を組として、アクセラレーター・システムを n 個作成する構成（対称アクセラレーター・システム）とすることが可能である。

【0174】

[非対称システム]

この方法のほかに非対称アクセラレーター・システムを構成することも可能である。これは、プライマリー・システムのロケーション・テーブルと、代替キー・テーブル A、B、C、…に対して、アクセスの頻度により、アクセラレーターの数を決定する方法である。

例えば、プライマリー・システムが、ロケーション・テーブルと代替キー・テーブル A、B、C の 3 種類の代替キー・テーブルを持っている場合について説明する。

アクセラレーター・システム 1 は、ロケーション・テーブル 1 と代替キー・テーブル 1A、1B、1C を保有し、プライマリー・システムと同様の構成である。アクセラレーター・システム 2 はロケーション・テーブル 2 と、代替キー・テーブル 2B、2C を保有し、プライマリー・システムと比較すると、代替キー・テーブル 2A を保有しない形態となる。

同様に、アクセラレーター・システム 3 はロケーション・テーブル 3 と代替キー・テーブル 3C を保有する。

これは主キーと代替キー各々の使用頻度が分かっていて、その頻度に大きな違いがある場合に有効である。対称アクセラレーター・システムの場合は、あまり使用されないテーブルも保有することになり、格納領域の無駄が発生するからである。

【0175】

また、アクセラレーターに対するアクセスの統計をとるようにし、主キーと代替キー毎のアクセスが変動する場合には、各アクセラレーターの個数を変更することが好ましい。また、次のように個数変更を自動化することも可能である。

自動化する方式を以下に述べる。

まず、アクセラレーター・システムのキー毎に統計をとる。そして各キー毎のアクセス量を比較する。一定以上のアクセスの場合、非対称アクセラレーターの追加を行う。

【0176】

例として下記のような、非対称アクセラレーター・システムが設定されているとする。

【0177】

非対称アクセラレーター・システム 1、
ロケーション・テーブル 1、
代替キー・テーブル 1 A、
代替キー・テーブル 1 B、
代替キー・テーブル 1 C、

【0178】

非対称アクセラレーター・システム 2、
ロケーション・テーブル 2、
代替キー・テーブル 2 B、
代替キー・テーブル 2 C、

【0179】

非対称アクセラレーター・システム 3、
ロケーション・テーブル 3、

代替キー・テーブル3C、

【0180】

という構成だった場合、代替キー・テーブルBのアクセスが増加して、追加が必要だとすると、非対称アクセラレーター・システム2に対して、代替キー・テーブル2Aを追加する。非対称アクセラレーター・システム3に追加してもよいが、本事例では、アクセラレーター・システムのうち、番号の若いシステムに追加することとする。追加の方法は、以下に述べるとおりである。

【0181】

追加することを、プライマリー・システムで決定する。決定後、まず、アクセラレーター・システム2に対して、代替キーテーブル2A用の領域確保を命ずる。アクセラレーター・システム2では、その情報に基づいて領域の確保を行う。領域の確保が完了したら、プライマリー・システムに対して、完了した旨を送信する。その後、プライマリー・システムは、アクセラレーター・システム2に対して、代替キーテーブルAのすべてのエントリーをAログとして送信する。送信が完了するまでの間に発生する、データ更新に伴うAログも、同様に送信する。

アクセラレーター・システム2では、Aログの内容に基づいて、代替キーテーブル2Aの該当するエントリーを順次更新する。Aログの更新がすべて完了した時点で同期が完了したことになり、代替キー・テーブル2Aを使用することが可能となる。

以上では、プライマリー・システムから、情報を送信する例を示したが、プライマリー・システムの負荷が大きくなりすぎる場合には、アクセラレーター・システム2以外のアクセラレーター・システムから送信するようにしても良い。

【0182】

以上の方針を適用する際に、高速性を確保するためには、各々のアクセラレーターに対してプロセッサーを割り当てることが好ましい。更には、アクセラレーター・システムのロケーション・テーブルと代替キー・テーブルの各々に対して、プロセッサーを割り当てる方式は、より高速性を高める上で好ましい。

アクセラレーター・システムは、プライマリー・システムと同一のハードウェ

アに内蔵する形式が可能であるが、その他に、アクセラレーター・システム毎に、プライマリー・システムとハードウエアを分離することも可能である。

このようにしてアクセラレーター・システムの数を増やしていくと、テーブルのアクセス数が増加するために、検索等の対象となるロックのアクセスが増加して、ロックをアクセスするためのプロセッサーの能力が限界になる可能性があるが、この場合には、ロックを複数個のバンクに分離し、その各々にプロセッサーを割り当てることによって、負荷分散を図ることが可能である。

【0183】

[格納領域の優位性]

「データバックアップ・リカバリー方式」および、「データバックアップ・リカバリー方式」で示した、セカンダリー・システムを参照用として用いる場合に比較して、格納領域が小さくて済む優位性に関して述べる。

ファイル（ロックの集合）に対して、ロケーション・テーブルと代替キー・テーブルの大きさは、レコードの長さ、キーの長さ、ロックの大きさ、ロックへの格納率など、定める条件によって異なるため、厳密に述べることは不可能であるが、ファイルに対して、ロケーション・テーブルの大きさは100分の1程度、代替キー・テーブル1種類の大きさは20分の1程度であると想定できる。

このため、「データバックアップ・リカバリー方式」および、「データバックアップ・リカバリー方式」で示した、セカンダリー・システムを参照用として用いる場合に比較して、代替キー・テーブルが5種類ある場合で、5つの対称アクセラレーター・システムを採用した場合とすると、以下のようにになり、約5分の1の格納容量で済むことになる。アクセラレーター・システムの数を増やせば同じ比率で増加することになる。また、非対称アクセラレーター・システムを採用した場合には、更に比率が高まることになる。

【0184】

プライマリー・システムの大きさ（ロックの大きさを100とした場合の全体の大きさ）：

$$1 + 1 / 100 + 5 \times (1 / 20) = 126 / 100$$

【0185】

5つのセカンダリー・システムを用意した場合：

$$(126/100) \times 5 = 630/100$$

【0186】

5つのアクセラレーターを用意した場合：

$$(26/100) \times 5 = 130/100$$

【0187】

つまり、

$$630 : 130 \text{ 算} \approx 5 : 1$$

となる。

【0188】

「データ格納検索方式」では、ロケーション・テーブルの構造として、ロケーション・テーブルの番号（＝プライマリー・ロックの番号）と、ロックの位置を保持し、ロック中のレコードの主キー値の最小と最大のものを、両方またはどちらか一方を保持することも可能としてある。主キー値をロケーション・テーブルで保持しない場合は、ロケーション・テーブルに対する更新が減少するが、バイナリー・サーチでロックを探す都度、ロックを読まないと目的のロックであるか否かの判定ができないため、ロックに対する負荷が増加するので、本発明に適用する場合には、ロケーション・テーブルにキー値を保持する方式が好ましい。キー値は最小と最大の両方を保持している場合には、そのエントリーを読むだけで目的のロックであるか否かの判定が可能である。どちらか一方を保持している場合には、そのエントリーの後、または、前のエントリーを読むことにより、解決が行える。

【0189】

ロケーション・テーブルのコピー方法は、「データバックアップ・リカバリー方式」および、「データバックアップ・リカバリー方式」で記述してある方式を用いるのが効率的である。これは、予め、プライマリー・システム上にあるロケーション・テーブルのエントリーと同数のエントリーを持つセカンダリー・ロケーション・テーブルを用意しておき、プライマリー・ロケーション・テーブルの

エントリーに変更が発生したら、セカンダリー・ロケーション・テーブルを持つセカンダリー・システムにその変更を通知し、セカンダリー・ロケーション・テーブルを変更するというものである。このセカンダリー・システムに対して行う操作を、アクセラレーター・システムに対して行うことで実現される。

代替キー・テーブルは、ロックと同様の構成であるので、ロックに対する更新をセカンダリー・システムに適応するのと同様のロジックで、アクセラレーター・システム・代替キー・テーブルに対して更新を行う。

【0190】

ロケーション・テーブルは、ロケーション・テーブルのエントリーが保持しているロックの位置が変更されることではなく、ロックに含まれるレコードの最小値、最大値の双方または何れか一方が変更された場合に変更が発生するため、旧来の方法によるインデックスに比較して、変更の発生ははるかに少ない。旧来の方法では、ロックに相当するものの分割が発生して、ロケーション・テーブルのエントリーに相当するものの数が増減するため変更が多いのである。また、旧来の方法でのインデックスでは、階層構造をとっているため、上位の階層の変更が発生するケースが頻繁にあり、これも、旧来の方法でインデックスの変更が頻繁に発生する原因となっていた。

本発明を適用すると、アクセラレーター・システムが複数存在することになり、数が増加すると、各々に対してプライマリー・システムから変更を通知し、その結果を待つための負荷が増大する。これを軽減する方法として、一斉同報方式を用いて、セカンダリー・システムに対して変更を通知する方式が有利である。

セカンダリー・システムでセカンダリー・ロケーション・テーブルの更新が完了した通知は各々のセカンダリー・システムから個別にプライマリー・システムに対して送信する。

【0191】

各アクセラレーター・システムに対して、どのように要求を割振るかに関して述べる。このデータ格納・検索システムに対する要求は、SQLのような形式の他、Read/Writeインターフェイスも可能であるが、それらは、最終的には、次のような情報となる。

【0192】

1. 対象となるキーの種類（主キー、代替キーA、B、C・・・）
2. アクセスの種類（Read、Write、Rewrite、Delete、Insertなど）
3. 要求キー値
4. データ内容（Insertの場合）

【0193】

これらの情報が一組となって、データ格納・検索システムに対しての処理要求となる。振り分けには、図3、図4、図8を用いて説明する。

図3に示した図は、処理要求を振り分けるのに、ロード・バランサーを使用する方式を示したものである。ロード・バランサーとは、複数のサーバーが、見かけ上、同じIPアドレスを保有しているかのように見せかけ、多数の端末からの接続を、複数のサーバーに振り分けるためのものである。この場合、処理サーバー（一般的には、アプリケーション・サーバーと呼ばれる場合が多い）と、プライマリー・システム、または、アクセラレーターは固定的に接続される。

【0194】

図4に示したシステムは、処理要求振り分けシステムと呼ぶことにする。また、図8は処理要求振り分けシステムの動作を詳細に説明するためのものである。処理要求振り分けシステムは、ロード・バランサーを使用する場合のように、固定的な接続とせず、処理要求毎に、プライマリー・システムとアクセラレーターを選択する方式である。

図3および図4では、インターネットを使用して、端末から処理要求が送信される図となっているが、インターネットを使用せず、専用線やLANを用いる構成でも適用可能である。

【0195】

図8中の処理要求には、一連の番号と、キーの種類のみを抜き出して示してある。その他の情報は、これに付属しているものとする。処理要求は、通常用いられているようにキュー構造をするのが好ましい。

図8には処理システム・テーブルが4つ記載されている。各々は、ロケーショ

ン・テーブル用の処理システム・テーブルL、代替キー・テーブルA用の処理システム・テーブルA、代替キー・テーブルB用の処理システム・テーブルB、代替キー・テーブルC用の処理システム・テーブルC、となっている。

【0196】

各処理システム・テーブルのエントリーは、各アクセラレーター・システムに対応しており、図8の場合は、ロケーション・テーブルのアクセラレーター・システムが19個、代替キー・テーブルAのアクセラレーター・システムが14個、代替キー・テーブルBのアクセラレーター・システムが11個、代替キー・テーブルCのアクセラレーター・システムが17個、存在する場合を示している。

各処理システム・テーブルのエントリーは、処理システム番号と処理中フラッグから構成されている。処理システム番号は、ゼロはプライマリー・システムを、1からの正の数字は、アクセラレーター・システムを示している。処理中フラッグは、そのシステムが処理要求を処理中であるか、非処理状態であるかを識別するためのものである。

【0197】

図8中に白抜き矢印があるが、これは、各処理システム・テーブルの処理を、プライマリー・システムまたはアクセラレーター・システムのうちのどれが行っているか、システムの最新番号を示している。ゼロはプライマリー・システムを、1からの正の数字は、アクセラレーター・システムを示している。この矢印を、処理システム・ポインターと呼ぶ。この処理システム・ポインターは、テーブル（キー）の種類毎に保持する必要があるため、ロケーション・テーブル用の処理システム・ポインターL、代替キー・テーブルA用の処理システム・ポインターA、代替キー・テーブルB用の処理システム・ポインターB、代替キー・テーブルC用の処理システム・ポインターC、などとなっている。

処理システム・ポインターは、初期は、各処理システム・テーブルの先頭を指しているが、処理要求が割り当てられる度に、次のエントリーを指すようになる。各処理システム・テーブルの最終エントリーの次を指す場合には、先頭に戻ることとする。

このようにして、各アクセラレーターに、処理要求が均等に割り当てられるよ

うにしている。

図8は処理要求割り当て後を示しているため、各、処理システム・ポインターの位置が、移動した後の状態を示している。

【0198】

処理要求の、138はロケーション・テーブルに対する処理要求である。この処理要求が来た時点では、処理中の処理要求が無かったものとする。処理要求138は、図中の処理システム・テーブルL（ロケーション・テーブルと書かれた表）を参照する。処理中の処理要求が無い時点で発生した処理要求であるので、処理要求振り分けシステムでは、処理システム・テーブルLの処理システム番号：0のエントリーに対して、処理中のフラッグを立てる。次に、処理システム・ポインターを処理システム番号：1に移動する。次に、処理要求138にシステム番号：0を割り振り、処理要求138をプライマリー・システムに送信する。

プライマリー・システムでは、処理要求138に基づき、ロケーション・テーブルに対する処理を行い、処理が完了したら、振り分けシステムに対して、処理要求138が完了したことを通知する。振り分けシステムでは、プライマリー・システムからの完了通知であるので、処理システム・テーブルLの処理システム番号：0の処理中のフラッグを、非処理にする。

【0199】

処理要求：139は代替キー・テーブルAに対する要求であるので、処理システム・テーブルAを参照する。処理システム・ポインターAは、処理システム・テーブルの先頭を指しているため、処理要求139は、プライマリー・システムに割り当てる。

この割り当て作業は、処理要求：138の完了を待つ必要はなく、処理要求：138の割り当てを完了したら、即座に実行することが可能であるし、そうすることにより、高速な処理が行える。

同様に、処理要求：140は代替キー・テーブルBに対する処理要求であるので、処理システム・テーブルBを参照する。処理システム・ポインターBは、処理システム・テーブルの先頭を指しているため、処理要求140は、プライマリー・システムに割り当てる。

その後の、動作は、処理要求：138と同様である。処理システム・ポインターは、処理システム・テーブルの最後までポイントしたら、先頭に戻るように設計しておく。先頭に戻った場合に、処理システム・ポインターが指している処理システム番号が処理中の場合は、次の要求を待ちにするか、または、次々とシステムを検索し、処理中で無いシステムを見つけて、要求をそのシステムに割り当てるとともに、処理システム・ポインターをそこまで移動するという方法も可能である。後者の方法を採用する場合には、一時的にループする可能性が存在するが、処理システム・テーブルに割り当てられた処理要求の何れかが完了すれば、処理システム・テーブルの当該システム#の処理中のフラッグが、非処理状態になるため、無限ループは発生しない。

【0200】

【発明の効果】

1. データベース・システムに対して、大きなスケーラビリティを提供することが可能である。
2. スケーラビリティは、アクセラレーター・システムの数を順次増加させることにより段階的に拡張が可能である。
3. アクセラレーター・システムでは、プライマリー・システムが保有しているデータベースの大きさに比較し、小さな領域を確保すればよいので、従来のようにプライマリー・システムと全く同じ大きさのデータベースを確保する必要が無い。このため、従来の方法に比較して安価に構築可能である。
4. データに対する更新はプライマリー・システム上でのみ実施されるため、更新トランザクションをアクセラレーター・システムから実行可能である。
5. データに対する更新はプライマリー・システム上でのみ実施されるため、プライマリー・システムでの更新が、アクセラレーター・システムに対して遅延することが無い。
6. 「データバックアップ・リカバリー方式」との連動が可能で、バックアップに対する不安がない。
7. 「データ及びデータベースの無停止自動再編成システム、並びに、データ及びデータベース」との連動が可能であるので、プライマリー・システムで再編成

を行う場合の制約がない。

【図面の簡単な説明】

【図1】プライマリー・システムの代表的な例である

【図2】プライマリー・システムとアクセラレーター・システムの代表的な例である

【図3】ロード・バランサーを使用した要求振り分けの例である

【図4】要求振り分けシステムを使用した要求振り分けの例である

【図5】ブロックにレコードを挿入する場合の例である

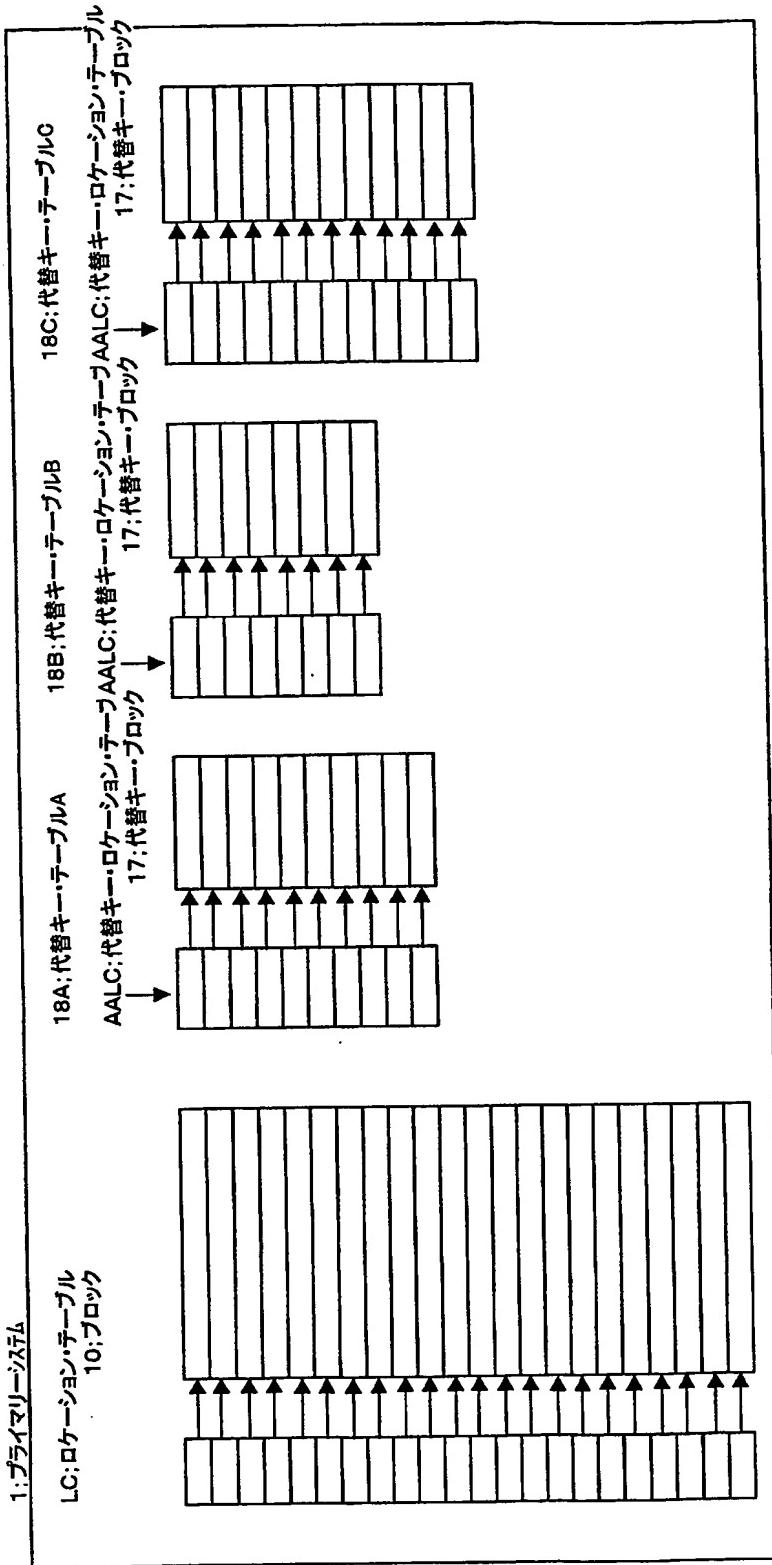
【図6】ブロックにレコードを挿入した場合に、オーバーフロー・ブロックが発生する場合の例である

【図7】代替キー・ブロックに代替キー・エントリーを挿入する場合の例である

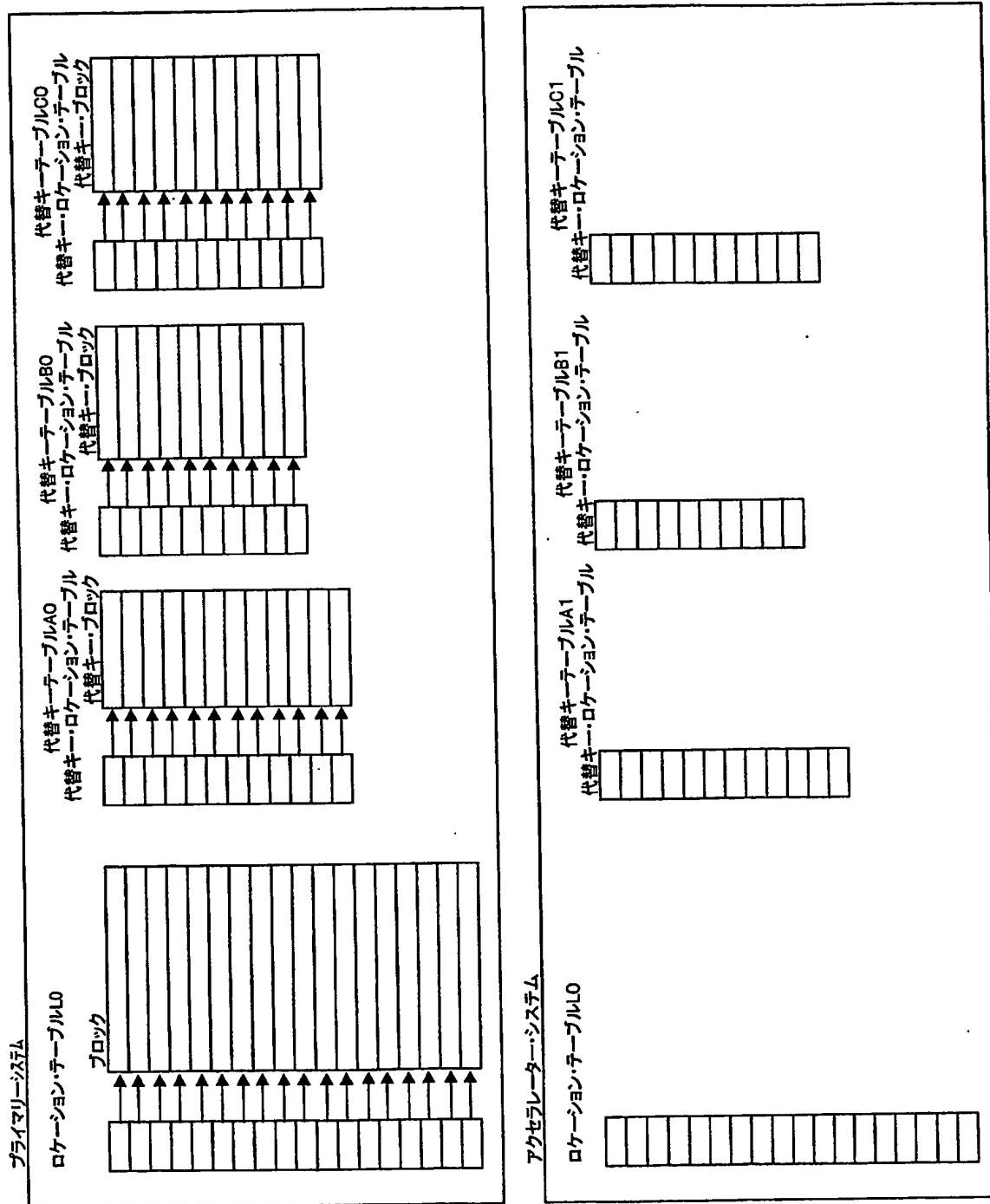
【図8】要求振り分けシステムを使用した場合の、要求振り分けの論理の例である

【書類名】 図面

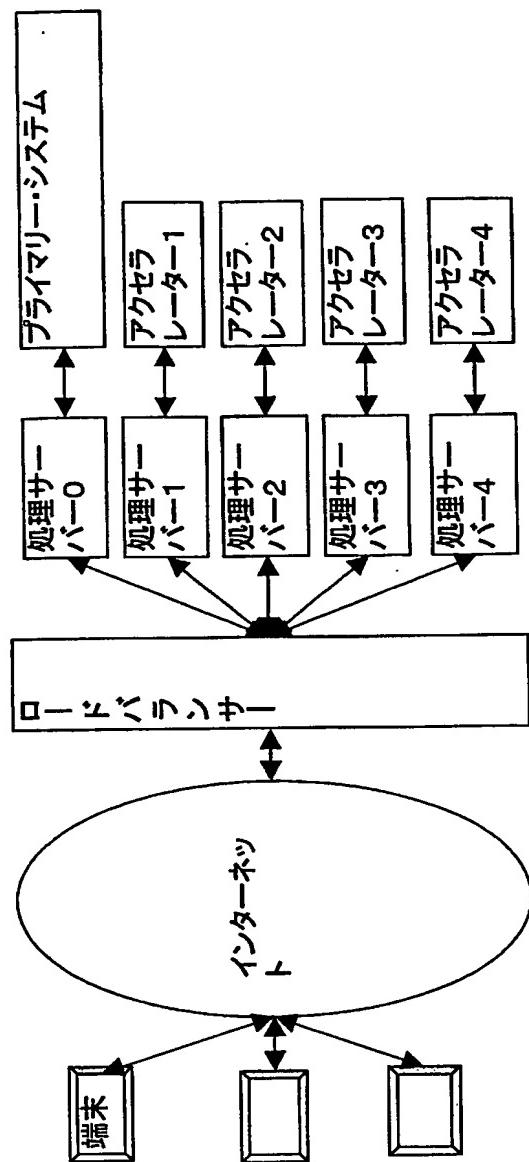
【図 1】



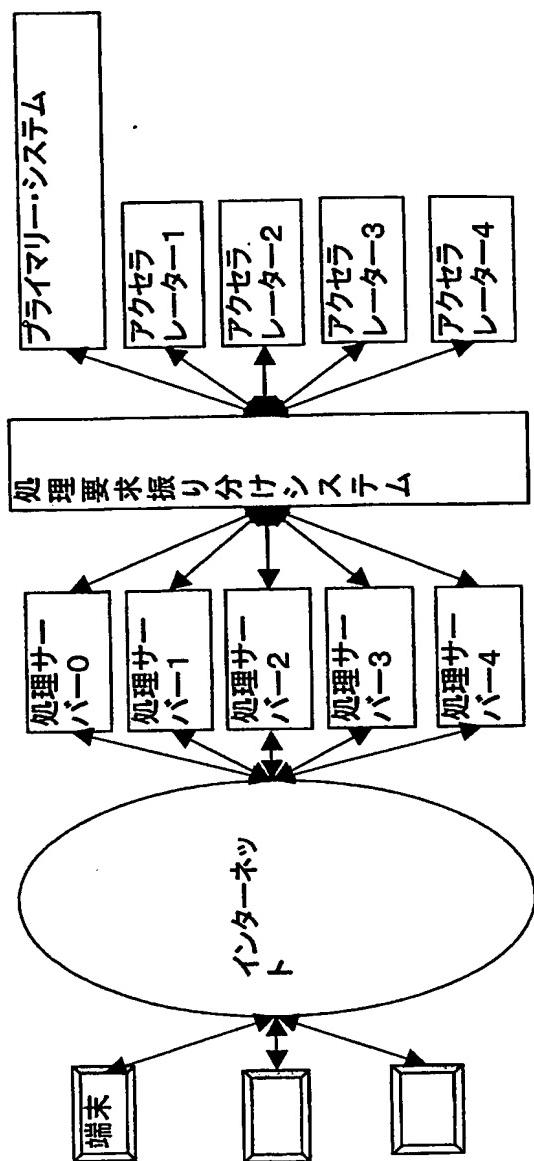
【図2】



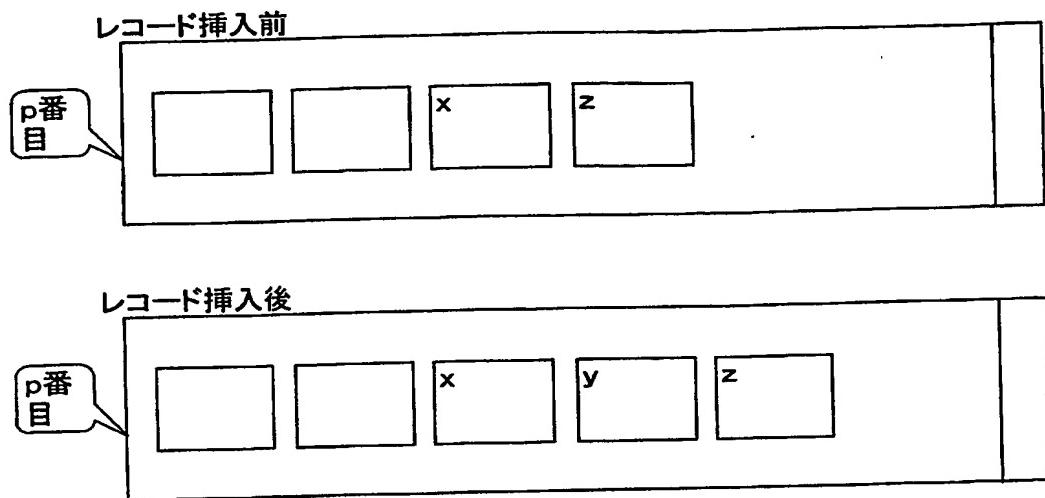
【図3】



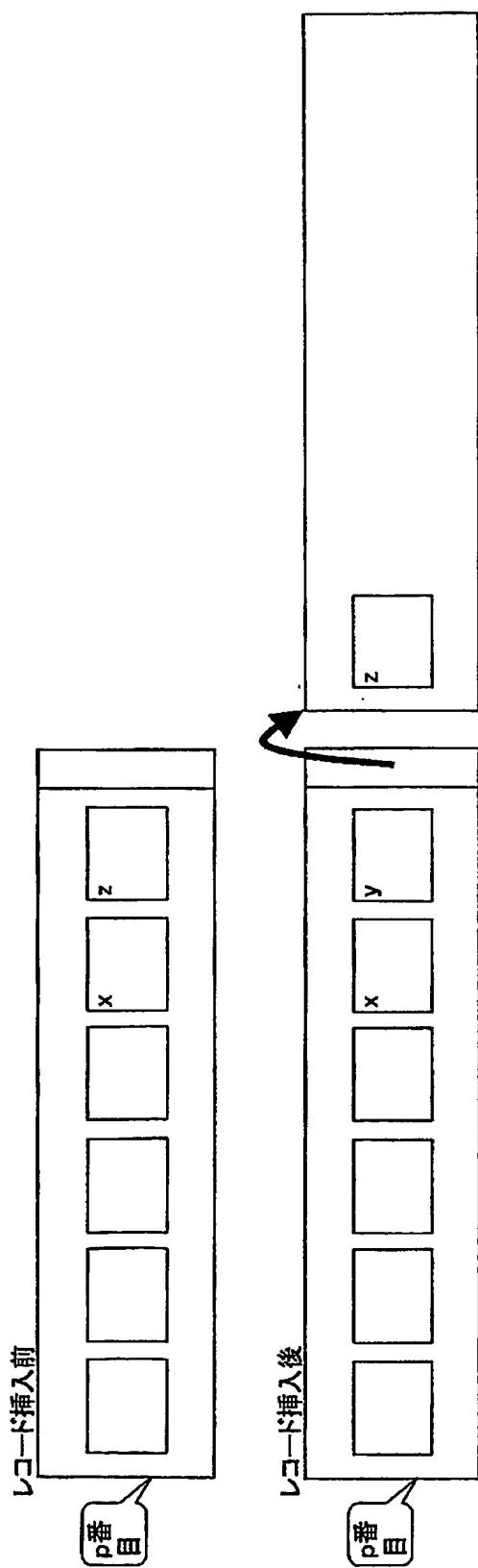
【図4】



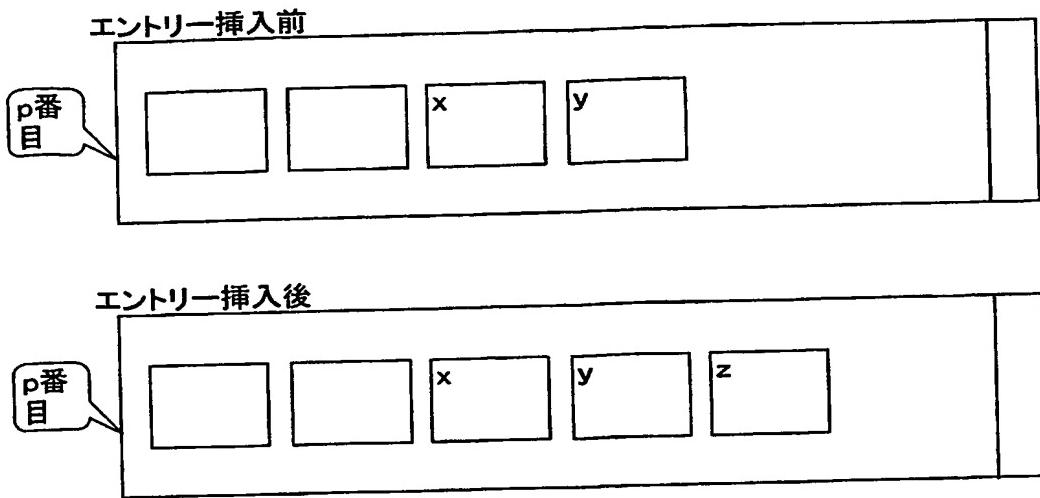
【図 5】



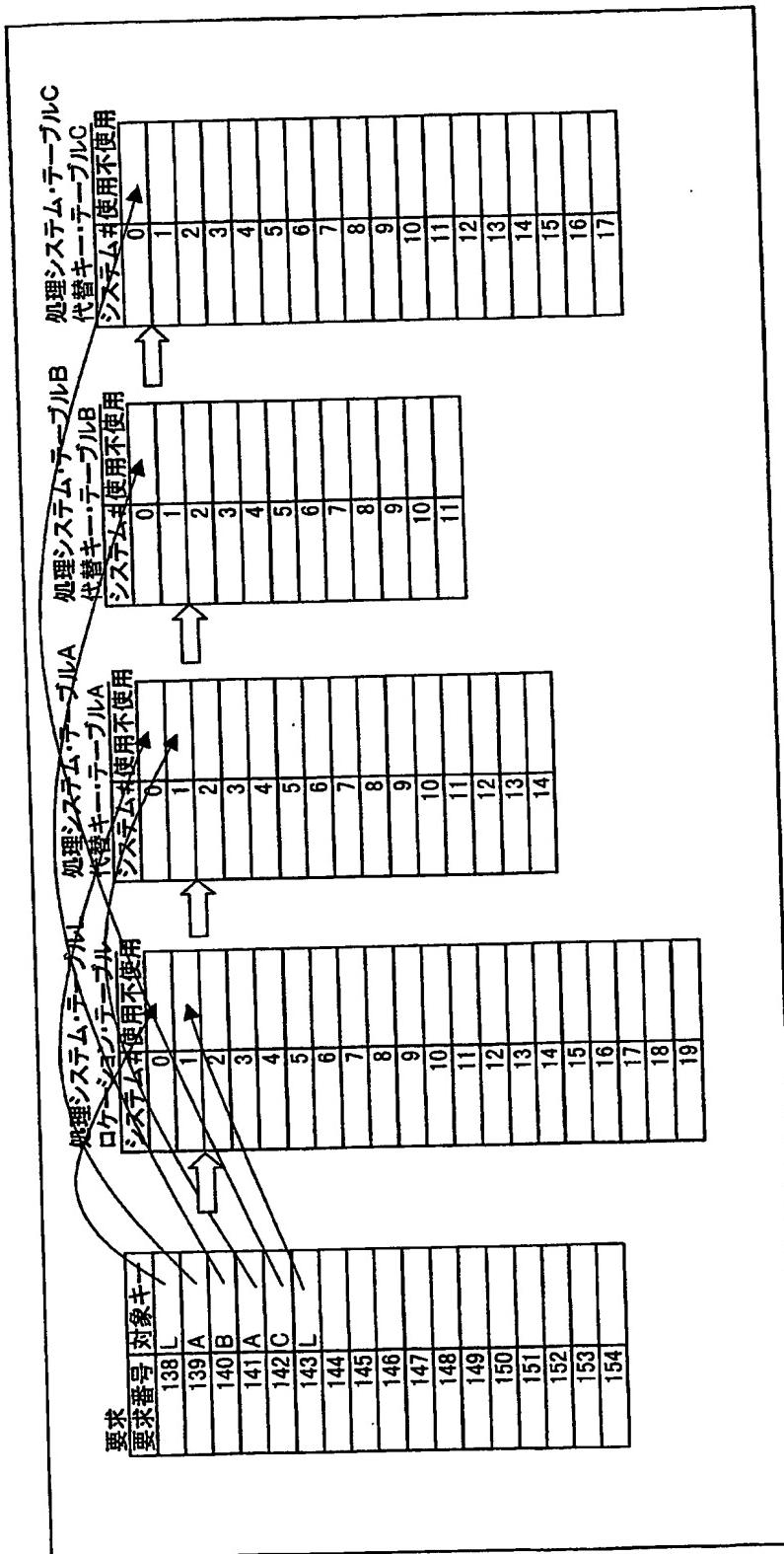
【図 6】



【図 7】



【図 8】



【書類名】 要約書

【要約】

【課題】 データベース処理におけるスケーラビリティの確保を、段階的に安価に可能とする一方で、数千倍程度の大きなスケーラビリティを提供すること。

【解決手段】 本方式は、データ更新が行なわれるプライマリー・システムに対して、主キー・インデックスに相当するロケーション・テーブルと代替キー・インデックスに相当する代替キー・ロケーション・テーブルのコピーをアクセラレーター・システム上に保有する。プライマリー・システムでロケーション・テーブル、代替キー・ロケーション・テーブルに変更があった場合は、アクセラレーター・システムのロケーション・テーブル、代替キー・ロケーション・テーブルの更新を同期して行う。データはプライマリー・システム上にのみ保有する。処理要求をアクセラレーター・システムに分散し、並列処理を行うことにより、処理能力の大きな拡張性を確保する。

【選択図】 図2

認定・付加情報

特許出願の番号	特願2002-306296
受付番号	50201583286
書類名	特許願
担当官	第七担当上席
作成日	0096 平成14年10月22日

<認定情報・付加情報>

【提出日】 平成14年10月21日

次頁無

出証特2004-3006260

特願 2002-306296

出願人履歴情報

識別番号 [593050596]

1. 変更年月日 1993年 2月 4日

[変更理由] 新規登録

住 所 東京都港区北青山3丁目7番1号
氏 名 アネックスシステムズ株式会社

特願 2002-306296

出願人履歴情報

識別番号 [592159324]

1. 変更年月日 2001年 8月 3日

[変更理由] 住所変更

住 所 東京都多摩市馬引沢2丁目14番14号 サンセットヒルズ

2

氏 名 玉津 雅晴

**This Page is Inserted by IFW Indexing and Scanning
Operations and is not part of the Official Record**

BEST AVAILABLE IMAGES

Defective images within this document are accurate representations of the original documents submitted by the applicant.

Defects in the images include but are not limited to the items checked:

- BLACK BORDERS**
- IMAGE CUT OFF AT TOP, BOTTOM OR SIDES**
- FADED TEXT OR DRAWING**
- BLURRED OR ILLEGIBLE TEXT OR DRAWING**
- SKEWED/SLANTED IMAGES**
- COLOR OR BLACK AND WHITE PHOTOGRAPHS**
- GRAY SCALE DOCUMENTS**
- LINES OR MARKS ON ORIGINAL DOCUMENT**
- REFERENCE(S) OR EXHIBIT(S) SUBMITTED ARE POOR QUALITY**
- OTHER:** _____

IMAGES ARE BEST AVAILABLE COPY.

As rescanning these documents will not correct the image problems checked, please do not report these problems to the IFW Image Problem Mailbox.